

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平11-289341

(43) 公開日 平成11年(1999)10月19日

(51) Int.Cl.⁶

識別記号

F I

H 0 4 L 12/28

H 0 4 L 11/00

3 1 0 B

H 0 4 B 7/24

H 0 4 B 7/24

B

H 0 4 J 1/00

H 0 4 J 1/00

3/00

3/00

B

3/16

3/16

Z

審査請求 未請求 請求項の数10 O L (全 52 頁) 最終頁に続く

(21) 出願番号

特願平10-291775

(22) 出願日

平成10年(1998)10月14日

(31) 優先権主張番号

6 0 / 0 6 1 7 9 0

(32) 優先日

1997年10月14日

(33) 優先権主張国

米国 (U S)

(31) 優先権主張番号

6 0 / 0 7 7 7 4 1

(32) 優先日

1998年3月12日

(33) 優先権主張国

米国 (U S)

(31) 優先権主張番号

0 9 / 0 8 3 7 9 2

(32) 優先日

1998年5月22日

(33) 優先権主張国

米国 (U S)

(71) 出願人 596092698

ルーセント テクノロジーズ インコーポ
レーテッド

アメリカ合衆国. 07974-0636 ニュージ
ャーシー, マレイ ヒル, マウンテン ア
ヴェニュー 600

(72) 発明者

ムーイ チョー チュアー

アメリカ合衆国 07724 ニュージャーク
イ, イートンタウン, イートンクレスト
ドライブ 184 ビー

(74) 代理人

弁理士 岡部 正夫 (外11名)

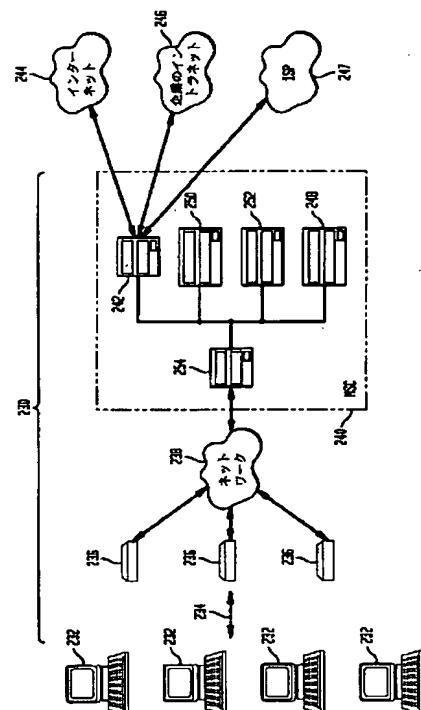
(54) 【発明の名称】 通信ネットワークのための多重アクセス・システムにおいて使用の優先度に基づいて新しいコネクションを許可するための方法

(57) 【要約】

(修正有)

【課題】 多重アクセス無線通信ネットワークにおいて、使用の優先度に基づいて基地局に対するリモート・ホストの許可を制御する。

【解決手段】 使用の優先度に基づいて無線通信ネットワークにおいて基地局に対するリモート・ホストの許可を制御するための方法において、少なくとも2つのユーザ優先度クラスがあり、基地局は或るしきい値の数の、低い方の優先度クラスのリモート・ホストおよび最大合計数のリモート・ホストを許可する。基地局が高い方の優先度クラスの新しいユーザから接続要求を受け取ったとき、現在許可されているユーザの合計数が許容最大値より小さい場合に、そのクラスの新しいユーザが許可され、そうでない場合、基地局は現在許可されていて、切離し可能である低い方の優先度クラスのユーザがあるかどうかを知るためにチェックする。そうであった場合、基地局はその低い方の優先度のユーザを切り離し、新しいユーザを許可する。



【特許請求の範囲】

【請求項 1】 使用の優先度に基づいて通信ネットワークに対するリモート・ホストの許可を制御するための方法であって、前記ネットワークは 1 つの基地局を含み、そして複数のクラスのリモート・ホストに対する接続をサポートし、前記リモート・ホストのクラスは前記リモート・ホストの数の合計の最大値、および前記リモート・ホストのうちの第 2 優先度のものの数の最大値までの許可をサポートし、前記方法は、

前記第 1 優先度クラスに属している前記リモート・ホストのうちの許可されていないものからの接続要求を、前記基地局において受信するステップと、

許可されているリモート・ホストの数の合計が許可されるリモート・ホストの前記最大合計数より小さい場合に、前記第 1 優先度のクラスからの前記未許可のリモート・ホストを許可するステップと、

許可されているリモート・ホストの数が許可されるリモート・ホストの前記最大合計数に等しく、許可されている第 2 優先度のクラスのリモート・ホストが少なくとも 1 つあり、そして前記許可されている第 2 優先度のクラスのリモート・ホストのうちの少なくとも 1 つが切離し可能である場合に、前記第 1 優先度のクラスからの前記未許可のリモート・ホストを許可するために、前記第 2 優先度のクラスの切離し可能なリモート・ホストのうちの 1 つを切り離すステップとを組み合わせる含む方法。

【請求項 2】 請求項 1 に記載の方法において、第 2 優先度のリモート・ホストを切り離すステップが、前記第 2 優先度のクラスのリモート・ホストのうち最近使われることが最も少なかったものを切り離すようになっている方法。

【請求項 3】 請求項 1 に記載の方法において、前記第 2 優先度のクラスに属している未許可のリモート・ホストからの接続要求を前記基地局において受信するステップと、

許可されているリモート・ホストの数が許可されるリモート・ホストの前記最大合計数より少なく、そして前記未許可の第 2 優先度のリモート・ホストが途中での切離し可能であることを示しているときに、前記未許可の第 2 優先度のクラスのリモート・ホストを許可するステップとを組み合わせる含む方法。

【請求項 4】 請求項 3 に記載の方法において、許可されているリモート・ホストの数が、許可されるリモート・ホストの前記最大合計数より少なく、許可されている第 2 優先度のクラスのリモート・ホストの数が、第 2 優先度のリモート・ホストの前記最大数より小さく、

前記未許可の第 2 優先度のクラスのリモート・ホストが、途中での切離しが不適切であることを示しているときに、前記未許可の第 2 優先度のクラスのリモート・ホストを許可するステップをさらに含む方法。

【請求項 5】 請求項 1 に記載の方法において、

前記基地局において、前記第 2 優先度のクラスに属している未許可のリモート・ホストからの接続要求を受信するステップと、

前記未許可の第 2 優先度のクラスのリモート・ホストは、

許可されているリモート・ホストの数が許可されるリモート・ホストの前記最大合計数より小さく、

許可されている第 2 優先度のクラスのリモート・ホストの数が第 2 優先度のクラスのリモート・ホストの前記最大数より小さく、

前記未許可の第 2 優先度のリモート・ホストが途中での切離しが不適切であることを示しているときに、許可されるステップとを組み合わせるさらに含む方法。

【請求項 6】 使用の優先度に基づいて通信ネットワークに対してリモート・ホストの許可を制御するための方法であって、前記ネットワークは 1 つの基地局を有し、複数のクラスのリモート・ホストに対する接続をサポートし、リモート・ホストの前記クラスは少なくとも 1 つの第 1 優先度のクラスおよび第 2 優先度のクラスを含んでいて、前記ネットワークは前記リモート・ホストのうちの許可されるものの第 1 の最大合計数の許可をサポートし、前記リモート・ホストの許可されるものの前記第 1 の最大合計数は前記第 1 優先度のリモート・ホストの許可時に適用されるしきい値であり、前記方法は、

前記第 1 優先度クラスに属している前記リモート・ホストのうちの未許可のものからの接続要求を前記基地局において受信するステップと、

前記リモート・ホストのうちの許可されているものの合計数が許可されるリモート・ホストの前記第 1 最大合計数より小さい場合に、前記第 1 優先度のクラスからの前記未許可のリモート・ホストを許可するステップと、

許可されている第 1 優先度のリモート・ホストの数が、許可されるリモート・ホストの前記第 1 の最大合計数に等しく、許可されている第 2 優先度のクラスのリモート・ホストが少なくとも 1 つあり、そして少なくとも 1 つの前記許可されている第 2 優先度のクラスのリモート・ホストが切離し可能である場合に、前記第 1 優先度クラスからの前記未許可のリモート・ホストを許可するために、前記第 2 優先度クラスのリモート・ホストの切離し可能なものの 1 つを切り離すステップを組み合わせる含む方法。

【請求項 7】 請求項 6 に記載の方法において、第 2 優先度のリモート・ホストを切り離すステップが、前記第 2 優先度のクラスのリモート・ホストのうち最近使われることが最も少なかったものを切り離すようになっている方法。

【請求項 8】 請求項 6 に記載の方法において、前記第 2 優先度のクラスに属している未許可のリモート

3

・ホストからの接続要求を前記基地局において受信するステップと、
許可されているリモート・ホストの数が許可されるリモート・ホストの前記最大合計数より少なく、そして前記未許可の第2優先度のリモート・ホストが途中での切離し可能であることを示しているときに、前記未許可の第2優先度のクラスのリモート・ホストを許可するステップとを組み合わせる含む方法。

【請求項9】 請求項8に記載の方法において、前記ネットワークは前記リモート・ホストのうちの第2の最大合計数までの許可をサポートし、許可されるリモート・ホストの前記第2の最大合計数は前記リモート・ホストの前記第1の最大合計数より小さく、そしてそれは前記第2優先度のリモート・ホストの許可時に適用され、許可されているリモート・ホストの合計数が、許可されるリモート・ホストの前記第2の最大合計数より小さく、

前記の未許可の第2優先度のクラスのリモート・ホストが途中での切離しが不適切であることを示しているときに、前記の未許可の第2優先度のクラスのリモート・ホストを許可するステップをさらに含む方法。

【請求項10】 請求項6に記載の方法において、前記ネットワークは前記リモート・ホストのうちの第2の最大合計数の許可されるものの許可をサポートし、許可されるリモート・ホストの前記第2の最大合計数は、前記リモート・ホストの前記第1の最大合計数より小さく、そしてそれは前記第2優先度のリモート・ホストの許可時に適用されるしきい値であり、

前記第2優先度のクラスに属している前記未許可のリモート・ホストからの接続要求を前記基地局において受信するステップと、

前記未許可の第2優先度クラスのリモート・ホストを、許可されているリモート・ホストの数が許可されるリモート・ホストの前記第2の最大数より小さく、

前記未許可の第2優先度クラスのリモート・ホストが、途中での切離しが不適切であることを示しているときに、許可するステップとを組み合わせるさらに含む方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】 本発明は、無線通信ネットワークにおける応用のための、「オン・デマンド多重アクセス公平キューイング」として知られている媒体アクセス制御(MAC)プロトコルに関する。特に、本発明は、時分割および周波数分割の半二重および全二重方式の多重アクセス無線通信ネットワークにおいて、使用の優先度に基づいて基地局に対するリモート・ホストの許可を制御するための方法に関する。

【0002】

【従来の技術、及び、発明が解決しようとする課題】 セ

4

ルラー方式の音声およびデータおよび無線LANなどの無線サービスは、将来において急速に成長することが期待されている。マルチメディアのトラフィックを搬送するように設計されている第3世代の無線ネットワークは現在精力的に研究されており、その主な目標は、場所または移動性の制約なしに、シームレスな通信、バンド幅の高い利用可能性、および保証された「サービスの品質」(QoS)を提供することである。

【0003】 図1はデータ交換のための従来の技術の有線ネットワークを示している。この図には3つの既存のビジネス・エンティティが示されており、その協力して動作している機器は、通常、現在ではユーザのコンピュータに対してモデムを通じてのリモートのインターネット・アクセスを提供するために利用されている。ユーザのコンピュータ2およびユーザのモデム4がエンド・システムを構成する。図1に示されている第1のビジネス・エンティティはダイヤル呼出し単純旧式電話システム(POTS)、または統合サービス・データ通信網(ISDN)を所有して稼働させている電話会社(telco)である。telcoはユーザと他の2つのビジネス・エンティティとの間にビットまたはパケットを流すことができる、公衆電話網(PSTN)6の形式での伝送媒体を提供する。

【0004】 図1に示されている第2のビジネス・エンティティは、インターネット・サービス・プロバイダ(ISP)である。ISPはそのサービス・エリアの中に1つまたはそれ以上のポイント・オブ・プレゼンス(POP)8を採用して、それを管理し、それに対してエンド・ユーザがネットワーク・サービスを求めて接続する。ISPは、通常、そのISPへの加入者がいることを期待して、主要な各呼出しエリアの中にPOPを確立する。POP8はPSTN6からのメッセージ・トラフィックをイントラネット・バックボーン10上で搬送されるデジタル形式に変換する。イントラネット・バックボーン10はISPによって所有されているか、MCI Inc.などのイントラネット・バックボーン・プロバイダからリースされるかのいずれかである。ISPは、通常、PSTNに対する接続のためにtelcoからの部分的またはフルのT1またはT3回線をリースする。POP8およびISPのメディア・データ・センター14は、ルータ12Aを通じてイントラネットのバックボーン10上で一緒に接続されている。データ・センター14はISPのウェブ・サーバ、メール・サーバ、アカウントティング、およびレジストレーション・サーバを収容し、ISPがウェブ・コンテンツ、電子メールおよびウェブ・ホスティング・サービスをエンド・ユーザに対して提供できるようにする。将来の付加価値サービスはデータ・センター14の中に追加のタイプのサーバを採用することによって追加することができる。ISPはパブリック・インターネット・バックボーン20

5

を接続するためにルータ 1 2 A を維持している。リモート・アクセスのための既存のモデルにおいては、エンド・ユーザは、通常、それぞれの t e l c o およびそれぞれの I S P の両方とのサービス関係を有し、普通はそれぞれから別々に料金が請求される。エンド・ユーザは最寄りの P O P をダイヤルすることによって、そしてインターネット・エンジニアリング・タスク・フォース (I E T F) ポイント・ツー・ポイント・プロトコル (P P P) として知られている通信プロトコルを実行することによって、I S P にアクセスし、その I S P を通してパブリック・インターネット 2 0 にアクセスする。

【 0 0 0 5 】 図 1 に示されている第 3 のビジネス・エンティティは、ルータ 1 2 B を通してアクセスされる自分自身のプライベート・イントラネット 1 8 を所有していて、それを稼働させている私企業である。企業の従業員は企業のリモート・アクセス・サーバ 1 6 に対して P O T S / I S D N の呼出しを行い、そして I E T F P P P プロトコルを実行することによって企業のネットワーク 1 8 にリモートに (たとえば、自分の家から、あるいは路上にいる間に) アクセスすることができる。企業にアクセスする場合、エンド・ユーザは企業のリモート・アクセス・サーバ 1 6 に接続するコストだけを支払う。I S P は関与されない。その私企業はエンド・ユーザを企業のイントラネット 1 8 またはパブリック・インターネット 2 0 のいずれかに対して接続するためにルータ 1 2 B を維持している。

【 0 0 0 6 】 エンド・ユーザは現在は電話を掛けるための費用と自分の家への電話回線の費用の両方を t e l c o に支払っている。また、エンド・ユーザは I S P のネットワークおよびサービスにアクセスするための費用も I S P に対して支払わなければならない。現在、インターネット・サービス・プロバイダはインターネット・アクセス・サービス、ウェブ接続サービス、電子メール・サービス、コンテンツ・ホスティング・サービス、およびローミングをエンド・ユーザに対して提供する。機能および価格に基づいたマーケット・セグメンテーションが欠けていて、マージンが低いために、I S P はマージンを改善するための付加価値サービスを探している。短期的には、機器のベンダは I S P がより高速のアクセス、バーチャル・プライベート・ネットワーキング (パブリック・ネットワークをプライベート・ネットワークとして安全に使うための機能およびイントラネットに接続する機能)、ローミング・コンソーシアム、プッシュ・テクノロジーおよび特定のサービスの品質を提供できるようにする、I S P に対するソリューションを提供できることを望んでいる。長期的には、インターネットおよびモビリティ上で音声を提供することが望ましい。そのとき、I S P はこれらの付加価値サービスを使って低マージンの厳しい束縛から脱出できるようになる。これらの付加価値の多くはネットワーク・サービスのカテゴ

6

リーに入り、そしてネットワークのインフラストラクチャ機器を通じてのみ提供することができる。他の付加価値サービスはネットワークのインフラストラクチャからのサポートを必要とするアプリケーション・サービスのカテゴリーに落ち、一方、依然として他のものはネットワーク・インフラストラクチャからのサポートを必要としない。特に、より高速のアクセス、バーチャル・プライベート・ネットワーク、ローミング、モビリティ、音声、サービスの品質、および Q o S ベースのアカウンティングなどのサービスはすべて、高度化されたネットワーク・インフラストラクチャを必要とする。

【 0 0 0 7 】 無線通信ネットワークは有線ネットワークの届く範囲を拡張することができる利点を有する。しかし、無線ネットワークの周波数において得られるバンド幅は、有線ネットワークで利用できるものより進展が遅れることが多い。非同期転送モード (A T M) などの有線の広帯域システムは、マルチメディア・アプリケーションの高度なサポートのための異なる Q o S (たとえば、一定ビット・レート (C B R) 、可変ビット・レート (V B R) 、および利用可能ビット・レート (A B R)) のサービスを提供することができる。そのサービスを無線ネットワークに対して拡張することが望まれている。したがって、A T M と無線ネットワークと併合することに関する研究が現在多くの研究機関および研究所において行われている。アクセス層からトランスポート層までのすべてに影響する多くの基本的な問題が研究されつつある。無線ネットワークのエア・インタフェースにおける伝送形式として A T M を使うことの他に、A T M はセルラー・システムの有線インフラストラクチャに対しても考慮されつつある。そのような有線インフラストラクチャは多重アクセスのエア・インタフェース技術 (たとえば、C D M A 、 T D M A など) をサポートすることができるようになる。

【 0 0 0 8 】 マルチメディアのトラヒックをサポートする無線ネットワークにおいて、効率的なチャネル・アクセスのプロトコルはすべてのトラヒックのサービスの品質要求を依然としてサポートしながら、制限された無線スペクトルの利用を最大化する必要がある。スロット型アロハ (S l o t t e d A l o h a) 、 P R M A などの、いくつかのよく知られているチャネル・アクセス・プロトコルが、現在、無線データ・システムによって使われている。スロット型アロハは単純なプロトコルであるが、それはデータ・ユーザ間の衝突を回避するか、あるいは解決しようとならないので、その理論的容量は 0 . 3 7 に過ぎない。さらに、スロット型アロハは可変長パケットの効率的な伝送のためには適していない。

【 0 0 0 9 】 予約ベースのプロトコルは、パケットの送信を必要としているユーザに対して動的にチャネルのバンド幅を確保することによって、衝突を回避および解決しようとする。通常、そのようなプロトコルにおいて

は、チャンネルはN個のスロットのフレームにグループ化されているスロットに分割されている。1つのスロットをさらにk個のミニスロットに細分割することができる。普通、 N_1 個のスロットが予約の目的で使われ、残りの $N-N_1$ 個のスロットはデータスロットである。パケットを送る必要があるユーザは、 $M=N_1 \cdot k$ 個のミニスロットのうちの1つにおいて予約送信要求パケットを送信する。その予約要求パケットが成功した場合、そのユーザまたは基地局がその予約を解放するまで、或る数のデータスロットがそのユーザに割り当てられる。予約要求パケットが成功しなかった場合、そのユーザは衝突解決法を使ってその予約要求の送信に成功するまで、それを再送信する。

【0010】ハイブリッドのファイバ同軸ネットワークに対する多重アクセス・プロトコルがドーシ(Doshi)他によって、「STM、ATMに対する広帯域多重アクセス・プロトコル、およびハイブリッド・ファイバ同軸ネットワークにおける可変長データ・サービス」(A Broadband Multiple Access Protocol for STM, ATM, and Variable Length Data Services on Hybrid Fiber-Coax networks)、Bell Labs Technical Journal, Summer 1996、36~65ページの中で提案されている。無線環境に伴う多くの問題点を共有しているが、このプロトコルは誤りの多い無線リンク上での再送信および正しいパケットの配送を保証するために必要な送信パワー・レベルの確立の扱いなど、無線アクセス方式の設計において遭遇するユニークな問題に対して完全には対処しない。この方式は競合予約スロットのアイデアを提案するが、それは競合スロットの数をキュー・サイズの情報に基づいて動的に変更することができる柔軟性の高い方式を提供しない。

【0011】カロル(Karol)他は「分散型キューイング要求更新多重アクセス(Distributed-Queuing Request Update Multiple Access)」方式(DQRUM A)を提案している[カロル他の「無線パケット(ATM)ネットワークのための効率的なデマンド割り当て多重アクセス・プロトコル(An efficient demand-assignment multiple access protocol for wireless packet(ATM) networks)」Wireless Networks 1、267~279ページ、1995]。この無線アクセス方式では、新しいユーザが衝突の解決期間の間にバンド幅を求めて競合すること、あるいはバックオフ・タイムを調整するために、前のラウンドでの予約スロット競合の成功率を利用することができない。また、この方式は公平

なキューイング技法を利用せず、したがって、競合しているソース間で公平にバンド幅を割り当てるためのサービス・タグを使用しない。

【0012】チャンネル・アクセス・プロトコルの設計における1つの重要な主題は、アップリンクおよびアップリンクのパケットの送信順序を設定するために使われるスケジューリング技法の選択である。すべて公平なキューイングにおける変形版である多くのスケジューラが、有線ネットワークのために提案されている[たとえば、S. J. ゴールスタニ(Golestani)の「広帯域アプリケーションのためのセルフ・クロック型の公平キューイング方式」(A Self-Clocked Fair Queuing Scheme For Broadband Applications)、Proceedings of IEEE Infocom, 1994; パレク(Parekh)およびガラガ(Gallagher)の「統合型サービス・ネットワークにおけるフロー制御に対する一般化されたプロセッサ共有の方法: 単独ノードの場合」(A Generalized Processor Sharing Approach To Flow Control In Integrated Services Networks: The Single Node Case)、IEEE/ACM Transactions On Networking, 1(3): 344~357ページ、1993年6月; L. チャン(Chang)の「バーチャル・クロックのアルゴリズム」(Virtual Clock Algorithm)、Proceedings of ACM Symposium, 1224~1231ページ、1992参照]。これらはすべて、各サブ・クラスがそれ自身のサーバをその与えられたレートで所有しているかのように、バンド幅の共有に対するアクセスを提供する効果を有する。

【0013】パレックおよびガラガの重み付けられた公平キューイング方式は実装するのが困難であり、したがって、セルフ・クロック型公平キューイング(SCFQ)方式がゴールスタニによって提案された。SCFQの場合、サービス・タグは次のように計算される。

【数1】

$$F_k^i = \frac{L_k^i}{r_k} + \max(F_k^{i-1}, \hat{a}_k^i) \quad (1)$$

ここで、 $\hat{u}(t)$ は時刻tにおいてサービスされているパケットのサービス・タグであり、 F_k^i はすべてのkに対して $F_k^0=0$ であるクラスkからのi番目のパケットに対するサービス・タグであり、 L_k^i はクラスkのi番目のパケットの長さであり、 r_k はクラスkに対して割り当てられている相対的な重みであり、そして \hat{a}_k^i はクラスkのi番目のパケットの到着時刻である。次に、パケットはこれらのタグの値の順番にサービスされる。

ゴールスタニのアルゴリズムは有線ネットワークのために設計されているが、それは無線環境において機能するために修正されなければならない。特に、ゴールスタニのアルゴリズムはサーバ（基地局）が遠隔の場所にあるので、キュー・サイズに関する完全な情報を持たないときに伝送のスケジューリングを扱う方法、あるいは消失したパケットの再送信を扱う方法のいずれにも対処しない。

【0014】ルー（Lu）他（イリノイ大学）は「理想化された重み付き公平キューイング」アルゴリズムを提案している[ルー他「無線パケット・ネットワークにおける公平なスケジューリング」Sigcom '97]。それは無線ネットワークの特殊なニーズに対処するために設計されている。この方式は実際のネットワークにおいては一般的には入手できないような、チャネルの状態についての完全な知識（すなわち、それが良いか悪いか）を必要とする。また、それは正常に送信しないパケットのサービス・タグを変更せず、再送信のプロセスが複雑であり、そしてバッファのオーバフローがあるときだけでなく、遅延しているフローからパケットをドロップする。

【0015】R. カウツ（Kautz）によって「無線ATMネットワークのための分散セルフクロック型公平キューイング・アーキテクチャ」（A Distributed Self-Clocked Fair Queuing Architecture For Wireless ATM Networks）、1997 International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications
30
の中で提案されている別の無線アクセス方式は予約およびピギーバック型（piggybacked）（便乗型）の予約方法の代わりにポーリング・システムを利用する。ポーリング方式の性能は一般に予約アクセス方式に比べて遅延およびバンド幅の利用の面で劣っている。さらに、カウツの方式は、送信されてエラーになったパケットに対してだけサービス・タグの値を変更するので、すべてのリモートにおけるQoSが影響を受ける。というのは、その失われたパケットの再送信によってすべてのリモートのパッケージが遅延されるからである。

【0016】

【課題を解決するための手段】本発明は、無線ネットワークにおいて利用できる制限されたバンド幅を効果的に利用するための、公平なキューイング（FQ）サービスの規律（ODMA FQと呼ばれる）によるオン・デマンド多重アクセス（ODMA）の方法の一態様である。この方法においては、バースト性のソースは、1つのパケットが空のキューに到着したときには常に、将来の送信のためにバンド幅を予約するためのチャネル・アクセス・パケットを送信し、一方、一定ビット・レートのソー

スは接続のセットアップ時に一度だけ競合するようにされる。分散型のセルフクロック型公平キューイング・サービス規律は各種のアップリンク・ソースの送信順序を決定するために使われ、多様なQoSを提供することができる。

【0017】リモート・ホストが基地局に対してデータ送信のためのアクセスを要求すると、基地局はこの新しい接続を許可するかどうかを決定する。その許可を制御する方法は、許可された接続の合計数が最大の数より少ない場合に新しい接続を許可するような単純な方法であってもよいが、単純な許可制御の方法は許可されたすべてのユーザに対するサービスの品質を保証することができず、そしてバンド幅を効率よく利用できない結果になる可能性がある。したがって、他の許可制御の方法が単純な方式よりも良い場合があり、どの特定の許可制御プログラムもいくつかの技法の組合せを利用することができる。

【0018】本発明の方法においては、使用優先度の許可基準が実装されている。2つのユーザ優先度クラス、すなわち、クラス1およびクラス2がある場合、システムは或るしきい値の数の低優先度クラス2のリモート・ホストおよび最大の合計数のリモート・ホストを許可する。基地局はクラス2の新しいユーザの接続要求を受信したとき、現在許可されているユーザの合計数が許容できる最大数より小さい場合に、クラス1のそのユーザが許可され、そうでない場合、基地局はクラス2のユーザのどれかが現在許可されていて切離し可能であるかを知るためにチェックする。そうであった場合、基地局はクラス2のユーザを1つ切り離し、クラス1のその新しいユーザを許可する。1つの実施形態においては、基地局は切離し可能な許可されているクラス2のユーザのうち「最近最も使われることの少なかった」ユーザを切り離す。

【0019】使用優先度の許可方式の1つの実施形態においては、優先度の低いユーザを許可するための2つの方法がある。システム性能の条件が、低い優先度のユーザが許可された後、それらを切り離すのが適切である場合、低い方の優先度のユーザは関連付けられているユーザの合計数が最大の許容できる許可されたユーザの数より小さい限り、許可される。低い方の優先度のユーザが許可された後で切り離すのが不適切であるようなシステム性能の条件である場合、許可されているユーザの数が許可されているユーザの合計の最大数より小さく、そしてクラス2の許可されているユーザの数がクラス2のユーザの許可される最大許容数より小さい場合にのみ、基地局はクラス2のユーザを許可する。この方法は複数優先度のクラスに拡張することができる。この許可制御技法の他の実施形態においては、低い方の優先度のクラスのユーザはすべてのクラスの現在関連付けられているユーザの合計数が第2のしきい値より小さい場合に許可さ

れる。その第2のしきい値は普通は、その低い方の優先度クラスの現在関連付けられているユーザの数に部分的に（第2のしきい値として）基づくのではなく、高い方の優先度のクラスに対するしきい値より小さい。

【0020】本発明の一般的な1つの目的は、無線ネットワークにおいてオン・デマンドでバンド幅をリモート・ホストに提供することである。特に本発明の1つの目的は、使用の優先度に基づいて基地局と通信したいリモート・ホストの許可を制御することによって、無線ネットワークによって利用できる制限されたバンド幅を効率的に共有する方法を提供することである。

【0021】

【発明の実施の形態】前に説明されたように、本発明の1つの目的は、公衆電話網を回避するエンド・ユーザに対して無線のパケット交換型データ・ネットワークを提供し、そして無線ネットワークのエンド・ユーザにリモート・ローミング機能を提供することである。これらの目的および他の目的は、ホーム移動交換センター、フォーリン（foreign）移動交換センター、基地局（アクセス・ポイント）およびエンド・ユーザを含む無線データ・ネットワークにおいて達成される。ホーム移動交換センターはホーム・レジストレーション・サーバおよびホーム・インターワーキング機能を含む。フォーリン移動交換センターはサービス中のレジストレーション・サーバおよびサービス中のインターワーキング機能を含む。基地局はプロキシ・レジストレーション・エージェントを含む。エンド・ユーザのモデムはユーザ・レジストレーション・エージェントを含む。ユーザ・レジストレーション・エージェントはプロキシ・レジストレーション・エージェントに対して結合され、プロキシ・レジストレーション・エージェントはサービス中のレジストレーション・サーバに接続され、そしてサービス中のレジストレーション・サーバはホーム・レジストレーション・サーバに対して接続されている。

【0022】プロキシ・レジストレーション・エージェントはユーザ・レジストレーション・エージェントからの要請を受け取ったときに、ケア・オブ・アドレスを含んでいる公告を送信するためのモジュールを含む。ユーザ・レジストレーション・エージェントはプロキシ・レジストレーション・エージェントに対してこのレジストレーション要求を送信するためのモジュール以外に、公告の受信時にユーザの識別情報およびケア・オブ・アドレスをレジストレーション要求の中に組み込むためのモジュールを含む。プロキシ・レジストレーション・エージェントは任意のユーザから受信した任意のレジストレーション要求を、サービス中のレジストレーション・サーバに対して転送するためのモジュールをさらに含む。

【0023】サービス中のレジストレーション・サーバはホーム・レジストレーション・サーバのアドレスを決定するためのフォーリン・ディレクトリ・モジュール、

レジストレーション要求を封入し、サービス中のレジストレーション・サーバの識別情報およびその封入されたレジストレーション要求を、そのホーム・レジストレーション・サーバのアドレスが決定されたときに半径内のアクセス要求に組み込むためのモジュール、およびその半径内のアクセス要求をホーム・レジストレーション・サーバに対して送るためのモジュールを含む。ホーム・レジストレーション・サーバはサービス中のレジストレーション・サーバの識別情報を認証するためのホーム・ディレクトリ・モジュール、サービス中のレジストレーション・サーバの識別情報が認証されたときに半径内のアクセス要求からのインターワーキング機能（IWF）の要求を作るためのモジュール、およびそのインターワーキング要求をホーム・インターワーキング機能に対して送るためのモジュールを含む。

【0024】図2に示されている本発明を利用しているネットワークの実施形態の中に見られるように、エンド・システム（リモート・ホスト）232（たとえば、ポータブルのWindows 95パソコン）は外部または内部のモデムを経由して無線ネットワーク230に接続する。これらのモデムによってエンド・システム232はエアリンク234上で媒体アクセス制御（MAC）フレームを送信および受信することができる。使われる場合、有線または無線のリンクを経由して外付けのモデムをPCまたは他のエンド・システム232に付加することができる。外付けのモデムは一般に固定であり、ルーフ・トップ・マウントの方向性アンテナと同じ場所に置くことができる。外付けのモデムは、汎用シリアル・バス、並列ポート、赤外線、802.3またはISM無線リンクなどの、任意の適切なリンク方法を使って、ユーザのPCに接続することができる。内蔵モデムはエアリンク上でMACフレームの送信および受信を行い、そして小型の全方向性アンテナを使ってラップトップのバックプレーンにプラグ・インされるPCMCIAカードであることが好ましい。

【0025】広域無線のカバレッジが基地局（アクセス・ポイント）236によって提供される。基地局236によって提供されるカバレッジの範囲は、リンクの予算および容量などのファクタによって変わる。基地局は、通常、個人通信サービス（PSC）無線サービスのプロバイダによってセル・サイトの中に設置される。基地局236はそのシステムの移動交換センター（MSC）240に対してそれぞれのカバレッジ領域からのエンド・システムのトラヒックをマルチプレックスし、有線回線または無線のマイクロ波バックホール・ネットワーク238上で提供する。

【0026】移動交換センター240において、パケット・データのインターワーキング機能（IWF）252は、このネットワークに対する無線プロトコルをターミネートする。IPルータ242はMSC240をパブリ

ック・インターネット 244、プライベート・インターネット 246 に対して、あるいはインターネット・サービス・プロバイダ 247 に対して接続する。MSC 240 の中のアカウントリングおよびディレクトリのサーバ 248 はアカウントリング・データおよびディレクトリ情報を格納する。要素管理サーバ 250 は、機器を管理する。その機器としては基地局、IWF、およびアカウントリング/ディレクトリ・サーバ 248 などがある。アカウントリング・サーバ 248 はユーザの代わりにアカウントリング・データを収集し、そのデータをサービス・プロバイダの料金請求システムへ送る。1つの好適な実施形態においては、アカウントリング・サーバ 248 によってサポートされるインタフェースは料金請求システム（図 2 には示されていない）に対して TCP/IP（転送制御プロトコル/インターネット・プロトコル）のトランスポート上で米国マネジメント協会（American Management Association）（AMA）の料金請求レコードのフォーマットで、そのアカウントリング情報を送信する。

【0027】本発明が利用される代表的な無線ネットワークにおいて、各セルには 1 つの基地局およびいくつかのリモート・ホスト（ノード）があり、追加の有線ホストがある場合もない場合もある。リモート・ホスト/ノードは無線リンク上で基地局と通信することができる任意の装置を含むことができる。固定長のパケットが一定のレート（CBR トラヒック）または各種のバースト性のランダム・プロセスに従ってリモート・ホスト（「リモート」）に到着する。そのパケットは、チャネルのアクセス方式に従って、その基地局に対してアップリンク送信されるまで、そのリモートにおいてバッファされている。基地局はそのセルの内部の 1 つまたはそれ以上のリモートに対して向けられているダウンリンク・パケットをブロードキャストする。アップリンクおよびダウンリンクの通信はアップリンクおよびダウンリンクのバンド幅を動的に共用できるようにするために、単独の周波数チャネル上で時分割されている。本発明の方式は周波数分割半二重方式（FDHD）および周波数分割全二重方式（FDD）のシステムに対しても使うことができる。基地局はリモート・ホスト（リモート・キュー）および有線ホスト（ローカル・キュー）の両方からのパケット送信の順序をスケジュールするために、ゴールスタニのセルフクロック型公平キューイング・アルゴリズムの変形版を使う。

【0028】本発明のオン・デマンド多重アクセス公平キューイング（ODMAFQ）方式はアクセス要求チャネルおよびパケット送信チャネルがスロットごとのベースで形成されるタイム・スロット型のシステムである。タイム・スロットの長さは実装されている特定のシステムに基づいて選定される。1つの例として、これは 1 つの ATM セルのペイロードに無線および MAC 固有のヘ

ッダを加えたものを送信するのに必要な時間に等しい値にすることができる。アップリンクおよびダウンリンクのトラヒックのマルチプレックスは TDD および FDHD のシステムに対する時分割デュプレックス（TDD）に基づいている。送信するパケットを持っているリモート・ホストは、要求チャネルを経由して基地局に対してアクセス要求を送信する。各リモートがそのような要求を行う正確な方法は、そのリモートのトラヒックがバースト性であるか、あるいは一定のビット・レートであるかどうかによって変わる。

【0029】要求チャネル上での送信は多重アクセスのベースで行われる。正常なアクセス要求を受信すると、基地局は要求テーブルの中の該当のエントリを更新する。要求テーブルはそのセルの中のすべてのリモートおよび有線ホストのそれぞれに対して 1 つのエントリを含んでいる。各エントリはリモート/有線ホストの識別タグおよび、サービス・タグを含んでいる関連のフィールドを含み、タグの値が -1 である場合、その特定のホストが他に送信するパケットを持っていないことを示すために、好みで使われている。有線ホストは基地局に対してローカルであるので、それらは要求アクセスのプロセスを実行する必要はない。

【0030】基地局はそのアップリンクおよびダウンリンクのトラヒックの送信をスケジュールし、そしてサポートされているすべてのホストの現在のバンド幅のニーズ以外に、トラヒックの特性および QoS の要求条件に基づいて、バンド幅を動的に割り当てる。基地局に常に知られているすべての有線ホストの現在のキュー情報および予約要求を通じて、その基地局に対して送られているリモートのキュー情報によって、ホストからのパケットの送信順序をスケジュールするためにサービス・タグが使われる。予約要求は既にスケジュールされているアップリンク送信の上にビギンバックされるか、あるいは競合モードにおいて要求アクセス・チャネルを経由して基地局に送られるかのいずれかである。

【0031】ODMAFQ 方式の 1 つの実施形態が図 2 に示されている。リモート・ホスト 2210 は要求アクセス・チャネル 2220 を経由して基地局 2212 に対してアクセスを要求する。正常な要求がスケジュール 2230 に送られ、それはリモート 2210 および有線ホスト 2240 の両方に対して、それぞれの送信すべき時期について 2232 に通知する。その時刻になると、特定のリモート 2210 が送信チャネル 2250 を経由して 2234 のパケットを送信する。そのリモートに送信されるべき追加のパケットがある場合、それは送信チャネル 2250 を経由して、送信中の現在のパケット 2234 上に次のパケットに対する予約要求を 2252 としてビギンバックする。このようにして、競合モードにおいて次のパケットに対する要求 2212 を、要求アクセス・チャネル 2220 を経由して送信する必要性を回

避する。

【0032】図23のフローチャートに示されているように、2310においてバッファ・キューが空であるリモートにパケットが到着すると、2314においてそのソースがバースト性であると判定された場合、すなわち、連続性の比較的高いパケットまたは他のデータのフローを提供する場合、そのリモートは2320においてアクセス要求を行い、そして自分のパケットの到着レートおよび競合の持続時間について基地局（アクセス・ポイント）に知らせる。2324においてACK（ACK）が、そして2328において送信許可が基地局から受信されたと判定されると、そのリモートは2330において、その送信許可の中で指定されているタイムスロットの中で第1のパケットを送信する。2332において接続の持続時間が過ぎるまで、2328において基地局はリモートに送信許可を提供し続ける。そのコネクションの持続時間全体に対してアクセス要求は一度だけで済む。

【0033】対照的に、パケットが2310においてバッファ・キューが空であるリモートに到着し、そのパケットがバースト性のソースからのものであることが2314において判定されたとき、すなわち、そのソースのパケットまたは他のデータ・フローのレートが非常に不連続なレートであった場合、そのリモートは2350において競合モードにおいてアクセス要求をアップリンク要求アクセス（RA）チャネル経由で行う。そのチャネルは複数の予約ミニスロットから構成されている。リモートからのアクセス要求は、そのリモートの呼出しのセットアップまたは呼出しのハンドオフにおいて割り当てられたアイデンティティを含む。基地局がリモートからの送信要求を正常に受信したとき、それは要求テーブルの中の対応しているエントリを更新し、そのアイデンティティを持つリモートが送信するためのパケットを持っていることを示し、そして次に、ダウンリンク・チャネル上でACK（ACK）をブロードキャストする。そのリモートは2354においてACKの受信を待ち、2358において送信許可を待つ。パケットの送信時に、リモートはそのキューの中に追加のパケットが残っているかどうかを2362において判定する。残っていなかった場合、そのパケットは2366において普通に送信される。しかし、2362において送信を待っている他のパケットがあった場合、リモートは次のパケットのためのバンド幅予約要求を現在のパケットに乗せて（ビジーバックして）2370において送られるようにする。このビジーバックは競合のない予約要求として働き、したがって、バッファが空であるリモートの到着しているパケットだけが、アクセス要求を送るためにリモートをトリガする。

【0034】図3～図9Dに関してここで説明されているのは、周波数分割半二重伝送（FDHD）モードおよ

び周波数分割全二重伝送（FDD）モードに対する拡張を含めて、本発明の原理に従ってインターネット・アクセス・システムに対する媒体アクセス制御（MAC）方式のためのフレームのフォーマットの説明的な例である。したがって、図23に関して説明されているオン・デマンド多重アクセス公平キューイング（ODMAFQ）方式を使って周波数分割の半二重伝送および全二重伝送モードの両方においてネットワーク制御を提供することができる。ここで示されているフレームのフォーマットは例が示されているだけであり、本発明の分野の技術に普通の技量を有する人に知られているフォーマット、そして無線送信に適しているフォーマットは発明の範囲に入っている。

【0035】FDHDおよびFDDのモードの両方において、アクセス・ポイント（AP）はリモート・ホストに対してダウンリンクの周波数 f_1 で送信し、一方、リモート・モードはAPに対してアップリンクの周波数 f_2 で送信する。図3および図4はダウンリンクおよびアップリンクのフレーム構造を、それぞれFDHDの場合に対して示している。ダウンリンクおよびアップリンクの送信時間の長さは同じである必要でないことに留意されたい。たとえば、ダウンリンクとアップリンクの送信時間の比が4:1である（ダウンリンクの送信がアップリンクの送信より長い）のが最適であることをトラヒックのキャラクターゼーションが示している場合、ダウンリンクのフレーム・サイズに $4x$ msを割り当て、アップリンクのフレーム・サイズに x msを割り当てると、最適の性能が得られる。

【0036】図3に示されているように、本発明のFDHD方式に対するダウンリンク・フレームは物理層のオーバーヘッドを含む可能性がある。それらは、たとえば、ガードおよび／またはプリアンプルのビット310（同期用のビットとして使うことができる）、媒体アクセス制御（MAC）のヘッダ312、或る種のビーコン・メッセージなどの各種の制御メッセージ314、送信許可320、次のアップリンク・フレームに対するミニスロット情報350、および送信スケジュール322、前のアップリンク・フレームにおけるミニスロットの予約のためのACK（ACK）、前のアップリンク・フレーム330の中で送信されたデータに対するACK（ACK）、ブロードキャスト／マルチキャスト・データ・メッセージ360、ユニキャスト・データ・メッセージ380、および先行している各データ・メッセージに対するフレーム・チェック・シーケンス（FCS）355などがある。たとえば、ダウンリンク・フレームは送信許可、ミニスロットの予約のためのACK（ACK）、およびユニキャスト・メッセージだけから構成することができる。

【0037】いくつかの制御メッセージはブロードキャスト・メッセージ360の一部分であることが好まし

10

20

30

40

50

く、それは負荷測定、予約ミニスロットに関する情報、フロー制御情報、アクノレジメント、およびパワー・マネジメント・パラメタなどを含むことができる。負荷測定の情報はそのAPについて登録されたりモート・ノードの数などの、単純なものであってよい。あるいは、アクティブなりモート・ノードの等価な数などのもっと高度なものであってよい。負荷測定は許可制御およびAP間での負荷バランスのために使うことができる。ミニスロットの情報は次のアップリンク・フレームがあれば、その中で、存在する予約ミニスロットの数、およびそれらのロケーションを記述する。フロー制御情報はコネクション・クッキー (Cookie) (アイデンティティ) およびXon/Xoffの指示を含む。

【0038】アップリンクのユニキャスト・トラヒックに対するアクノレジメント340はブロードキャスト・メッセージの一部であるアクノレジメント・ビットのような単純なものであってよい。あるいは、もっと高度なもの、たとえば、そのコネクションのアイデンティティおよびアクノレジされるべきメッセージのシーケンス番号を指定する別のユニキャスト・メッセージであってもよい。前者の場合、アップリンク送信がN個の固定の基本スロットを備えたフレーム構造を使う場合、必要なアクノレジメント・ビットは最大でもN個で済む。後者の場合、各メッセージが別々のフレーム・チェック・シーケンス (FCS) を持つ必要がある。「隠れ端末 (hidden terminal) の問題」のために、送信されるすべてのフレームがアクノレジされる必要があることに留意されたい。

【0039】データスロット380は複数のリモート・ノードからの送信を含む。各リモート・ノードからの送信はガード・ビット、プリアンプル・ビット、フレーム制御ビット、アクノレジメント、および/またはデータ・メッセージを含む。フレーム制御ビットのうちの1つは「more」ビットであり、それはそのリモート・ノードには送信すべきデータがまだほかにあることを示す。代わりに、単に「more」を使うだけでなく、送信されるために残っているバイトの数、あるいは固定サイズのパケットの数を特に指定することができる。

【0040】図4に示されているように、FDHDのアップリンク・フレームは一般に競合期間410および競合のない期間415から構成される。競合期間410は1つまたはそれ以上の競合スロットを含み、各競合スロットは競合データスロット420または競合予約スロット422のいずれかである可能性がある。競合のない期間415は前のダウンリンク・スロットに対するアクノレジメント440および複数データスロット480および486から構成される。必要な場合、これらの競合スロット420および422は一緒にまとめられるのではなく、フレーム全体にわたって一様に分布されるようにすることができる。各競合予約スロット422はさら

にk個のサブスロット430に分割することができ、それが予約ミニスロットと呼ばれる。各ミニスロット430は1つのリモート・ノードのアイデンティティを含めるのに十分な長さ、一般には約30バイトである。競合スロット420は小さなデータ・パケットを送信するためのデータスロットとして利用することもできる。競合のない期間415は純粹のACKフレーム440、純粹のデータ・フレーム480、および/またはデータ488およびACK490の部分の両方を含んでいる組合せのフレーム486を含むことができる。

【0041】ミニスロット430の数は動的に変更される可能性がある。たとえば、競合予約スロット422の中にk個のミニスロットがあり、競合スロットが合計N個ある場合、そのうちのN1が予約スロット422であり、それは合計 $N1 * k$ 個のミニスロットを含んでいる場合、残りの $(N - N1)$ 個のスロットが現在競合のデータスロットである。そのシステムに必要な予約ミニスロットの最小個数および最大個数がある場合、利用できる予約ミニスロットの数は遊んでいるミニスロットと全体のアップリンク・キューの長さのパーセンテージに基づいて動的に変更することができる。ミニスロットの数を動的に変更するためのいくつかの方法が図12A~図12Dに関連して後で説明される。

【0042】システムに対してアクセスを得ようとしているリモート・ノードに対して異なる優先度を割り当てるために、 $M1 = N1 * k$ のミニスロット (ここでN1は競合予約スロットの数である) 各種のグループに分割することができる。たとえば、MACのアドレスが或る範囲内にあるリモート・ノードのグループは $M2$ 個までのミニスロット (ここで $M2 < M1$) にだけランダムにアクセスすることが許され、一方MACアドレスが別の範囲内にあるリモート・ノードの高い優先度のグループは $M1$ 個までのミニスロットにランダムにアクセスできるようにすることができる。代わりに、優先度のクラスはMACアドレスではなく、コネクションのアイデンティティに基づいてノードに対して割り当てることができる。優先度割り当て機能は特に有用である。たとえば、病院または警察の職員などの緊急の応答を必要とする機関に対して特に有用であり、通常の無線モデムよりアクセスの優先度が高い無線モデムを提供することによって実現することができる。また、この機能は高いアクセス優先度に対して料金が高くなってもよい顧客に対するサービス・クラスとして販売されるようにすることができる。

【0043】図5に示されているように、周波数分割全二重伝送 (FD FD) モードにおけるアップリンク・フレーム502および512はダウンリンク・フレーム562および572と同期化されている。図5の中で見られるように、アップリンク・フレーム502は無線モデムから見たように示されており、アップリンク・フレー

ム 5 1 2 は A P から見たように示されており、ダウンリンク 5 6 2 は A P から見たように示されており、そしてダウンリンク・フレーム 5 7 2 は無線モデムから見たように示されている。図 5 において、A P は無線モデムに対してダウンリンク・フレーム n を以前に送っていて、それは伝播遅延時間 T_p の後に受信されている。それに応答して、エンド・システムの処理時間 T_{cpe} の後、無線モデムはアップリンク・フレーム $n - 5 0 4$ を送信し、それが 5 1 4 として A P によって伝播遅延時間 T_p 5 2 0 の後に受信されている。その間に、A P は既にダウンリンク・フレーム $n + 1 - 5 6 4$ の送信を開始している。

【0 0 4 4】それぞれのリモート・ノードにおけるモデムが送信許可の中の情報に働き掛けるための十分な時間があるようにするために（たとえば、ダウンリンク・フレーム n の受信後に、直後のアップリンク・フレームについて）、アップリンク送信時間のオフセット O_u が規定されている。ここで無線モデムにおけるエンド・システムの処理時間、 $T_{cpe} - 5 5 0$ は、 O_u より小さいと仮定されている。したがって、無線ノードからのアップリンク・フレーム $n + 1 - 5 0 6$ は、A P からのダウンリンク・フレーム 5 7 4 の $(n + 1)$ 番目の最後のビットが、そのノードにおいて受信されてから、 O_u の送信時間後に開始される。オフセット O_u およびフレームの持続時間 $f d$ は、たとえば、次のアップリンク・フレームの開始の前に、前のダウンリンク・フレームから送信許可が受信されるように、モデムが競合スロットのフィードバックを受信して処理するように選定される必要がある。フレーム・サイズ $f d$ は $f d \geq 2 T_p + T_{AP} + T_{cpe} + T_R$ であるように選定される。ここで $T_p - 5 2 0$ は遅延時間、 $T_{AP} - 5 4 0$ は A P の処理時間、 $T_{cpe} - 5 5 0$ はエンド・システムの処理時間、 $T_R - 5 3 0$ は送信許可の送信時間、そして $O_u \geq T_{cpe}$ である。

【0 0 4 5】したがって、図 5 において、無線モデムがアップリンク・フレーム $n - 5 0 4$ の送信を開始するとき、A P は既にダウンリンク・フレーム $n + 1 - 5 6 4$ を送信中である。無線モデムはそれがアップリンク・フレーム $n - 5 0 4$ の送信を開始したときには、既に 5 1 4 のダウンリンク・フレーム $n + 1$ を受信中である。A P は 5 4 4 のアップリンク・フレーム n を、それがダウンリンク・フレーム $n + 2 - 5 6 6$ の送信を開始する前に、 $T_R - 5 3 0 + T_{AP} - 5 4 0$ の時間だけ前に 5 4 4 のアップリンク・フレームを受信する。ダウンリンク・フレーム $n + 1 - 5 6 6$ は無線モデムによって伝播遅延時間 $T_p - 5 2 0$ の後に 5 7 6 として受信されている。無線モデムはアップリンク・フレーム $n + 1 - 5 0 6$ をエンド・システムにおいて処理時間 $T_{cpe} - 5 5 0$ の後に送信し、そしてそれは A P において 5 1 6 として伝播遅延時間 $T_p - 5 2 0$ だけ後に受信される。アップリンク・フレーム $n + 2$ の送信 5 0 8 および受信 5 1 8 と、ダ

ウンリンク・フレーム $n + 3$ の送信 5 6 8 および受信 5 7 8 に対して同様な同期化が発生する。

【0 0 4 6】基本のダウンリンク MAC フレームの構造はいくつかのサブフレームから構成されているフレームである。整数の数のフレームから作られているスーパーフレームを定義することもできる。フレームの持続時間は実際の物理的な送信レートによって変わる。たとえば、それは 2 m s に固定されていて、1 つのフレームの中に含まれているサブフレームの数は変化する可能性がある。厳しい条件がない場合、そのサブフレームの長さを可変にすることができる。そうでない場合、その或るソースの厳しい遅延時間の条件を満たすために、各フレームを同期転送領域 (S T R) と非同期転送領域 (A T R) とに分割し、そのような遅延時間の条件があるソースが各フレームの時間内に固定のバンド幅を受け取れるようにするのがよい。各領域をさらに基本スロットに細分割することができる。

【0 0 4 7】図 6 A は本発明による一般的な MAC 層のダウンリンク・ブロードキャスト・サブフレームのフレーム・フォーマットの具体例を示している。この例の MAC フレームには、1 7 バイトの MAC ヘッダ 6 2 0、フレーム・ボディ 6 2 2、および 2 または 4 バイトのフレーム・チェック・シーケンス (F C S) 6 2 4 があり、これ以外に物理層のオーバーヘッド 6 0 1 (ガードおよびプリアンプル・ビット) がある。MAC ヘッダ 6 2 0 は、通常は少なくともフレーム制御ビット、発信元および受信先の MAC アドレス、およびフレームの持続時間を含んでいる。図 6 A の MAC ヘッダの具体例は、1 バイトのフレーム制御 (F C) フィールド 6 0 2、2 バイトのフレーム持続時間フィールド 6 3 0、6 バイトの発信元の MAC アドレス 6 3 2、6 バイトの宛先 MAC アドレス 6 3 4、および 2 バイトのシーケンス制御フィールド 6 3 6 を含み、シーケンス制御フィールド 6 3 6 は 1 2 ビットのシーケンス番号と 4 ビットのフラグメント番号に細分割されている。明らかに、必要なハンドオフのタイプによって変わるが、任意の他の MAC フォーマットを使うこともできる。フレームのフォーマットはそのシステムを最も効率的にするような方法で実装されるのが好ましい。

【0 0 4 8】図 6 A の具体例の 1 バイトのフレーム制御フィールド 6 0 2 は、2 ビットのプロトコル・バージョン識別子 6 0 4、1 ビットの「more fragment (フラグメントがまだ他にもある)」の指標 6 0 6、1 ビットの「再送信」指標 6 0 8、1 ビットの X o n / X o f f 信号 6 1 6、1 ビットの暗号化オン/オフ・フラグ (W E P) 6 1 4、1 ビットの「more data (データがまだ他にもある)」指標 6 1 2、およびパワー・マネジメント、オン/オフ 6 1 0 のための 1 ビットのフラグを含む。これらのフィールドがすべて不要である場合、任意の残りのビットを将来使うために予

約しておくことができる。他の実装もちろん実現可能であり、発明者によって考慮されている。

【0049】本発明によるブロードキャストまたはマルチキャストのダウンリンク・フレームのフォーマットが図6Bに示されている。図6Bのこの特定の具体例において、フレーム・ボディ622は、ビーコン・メッセージ640、前のアップリンク予約ミニスロット626に対するACKノレッジメント、送信許可650、送信スケジュール660、ブロードキャスト／マルチキャスト・メッセージ670、および前のアップリンク・データ628に対するACKノレッジメントを含む。フレーム・ボディ622の後にフレーム・シーケンス624が続き、フレーム・ボディ622の前にはMACヘッダ620があり、それは1バイトのフレーム制御（FC）フィールド602、2バイトのフレーム持続時間フィールド630、6バイトの発信元のMACアドレス632、6バイトの宛先MACアドレス634、および2バイトのシーケンス制御フィールド636から構成されている。

【0050】図6Cは図6Bのビーコン・メッセージ640（図3の314）のフォーマットを示している。ビーコン・メッセージのボディ614は一般に、メッセージ長フィールド、APのアイデンティティ（米国電気・電子通信学会（IEEE）の標準規格802.11においてESS-IDおよびBSS-IDと呼ばれている）、送信のパワー・レベル、ビーコンのインターバル、タイムスタンプ、負荷測定、オプションのFCSおよび機能情報を含む。ビーコン・メッセージの機能情報は、FDFFD/FDHDオプション、許可されるユーザの最大数、最大のペイロード・サイズ、セキュリティ・オプション（暗号化が使われているか、あるいはどのような暗号化のフォーマットがサポートされているかなど）、再送信の最大回数、ダウンリンク／アップリンクの送信時間比、アップリンク・フレームのサイズ、ミニスロットのサイズ、サービスの品質（QoS）の機能などの情報を含むことができる。負荷測定情報がある場合は、それは一般に関連付けられているリモート・ノードの数を含む。ビーコン・メッセージのボディ641はその前にタイプ642の「制御」およびサブタイプ644の「ビーコン」のフィールドが付いている。

【0051】図6Dは図6Bの具体例の送信許可のフォーマット650（図3の320）を示している。送信許可のボディ651はその前にタイプ652の「制御」およびサブタイプ654の「送信許可」フィールドが先行している。この具体例においては、送信許可のボディ651はメッセージの長さの指標655と送信許可の数656を含んでいる。3バイトの各送信許可656はリモート・ノードまたはコネクション657のアイデンティティ、開始時刻またはスロット658、およびそのリモート・ノードまたはコネクションが許されている送信の持続時間659（エンド・スロット）を含んでいる。示

されている例の中で、メッセージ長655は6バイトであり、2つの送信許可656が続いていることを意味している。第1の送信許可656はリモート・ノード657 #3に対するものであり、それは開始スロット658 #1において送信を開始することができ、そしてエンド・スロット659 #2まで送信することができる。第2の送信許可656はリモート・ノード657 #5に対するものであり、それは開始スロット658 #3において送信を開始し、そしてエンド・スロット659 #5まで送信することができる。APがダウンリンクのユニキャスト・データおよび送信許可の両方を送信する相手の無線モデムの送信許可に対して、異なる「タイプ」および「サブタイプ」のラベルを使うことができる。送信許可およびスケジュールを組み合わせているサブフレームは純粹の送信許可の後、そしてどれかの純粹の送信スケジュールの前に送られることが好ましい。

【0052】図6Eは図6Bの具体例の送信スケジュールのフォーマットを示している。オプションの送信スケジュール661（図3の322）によって、そのAPに関連付けられているリモートのノードまたはコネクションが、それらに対して送られるべきデータがスケジュールされていない場合、パワー・ダウンすることができる。送信スケジュールのボディ661はその前にタイプ662のタイプ「制御」およびサブタイプ664の「送信スケジュール」のフィールドが先行している。送信スケジュール661は2つの形式のうちの1つを取ることができる。その第1の形式は単純であり、たとえば、そのリモート・ノードまたはコネクションに対するユニキャスト・データの存在を示すための「1」を含んでいるビットマップの形式、たとえば、「011000000010」は、12個のリモート・ノードのうちの第2、第3、および第11のノードに対するユニキャスト・データをそのフレームが含んでいることを示すようにする。第2の可能な形式は、より高度化されており、たとえば、リモートのノードまたはコネクションのIDまたは開始時刻、およびそのノードが送信することを許されている持続時間（送信許可の中に含まれているデータと同じもの）を含んでいる。

【0053】図6Fは図6Bの具体例のブロードキャストまたはマルチキャストのペイロード・フォーマット670（図3の360）を示している。ペイロードのボディ671は各種のデータ・メッセージまたは制御情報を含むことができ、そしてその前にタイプ・フィールド672およびサブタイプ・フィールド674が先行している。これらのフィールドはペイロードのボディ671の内容に従って変化する。たとえば、ペイロードのボディ671が競合ミニスロットの個数およびそれぞれの位置を含んでいる場合、そのタイプ674は「制御」であり、そしてサブタイプ672は「競合ミニスロット情報」であり、一方、ペイロードのボディ671が無線ハ

ブからのブロードキャスト・メッセージを含んでいる場合、タイプ 6 7 2 は「データ」であり、サブタイプ 6 7 2 も「データ」である。

【0 0 5 4】図 7 A は本発明によるダウンリンクのユニキャスト・サブフレーム 7 0 0 のフレーム・フォーマットの具体例を示している。ユニキャストのサブフレームの例は制御メッセージであり、たとえば、アクノレジメントおよび／または「more data」情報を伴う関連の応答フレームおよびフロー制御要求フレーム、およびデータ・メッセージなどである。「more data」の情報は、MAC ヘッダのフレーム制御 7 0 2 のサブフィールドの中の 1 ビットなどの単純なものとすることができ、あるいは送信されるべく残っているバイトの数などの、より特定された表現とすることができ。図 7 A に示されているダウンリンク・ユニキャスト・サブフレーム 7 0 0 の例は、1 バイトのフレーム制御サブフィールド 7 0 2、2 バイトのフレーム持続時間フィールド 7 0 4、6 バイトの発信元の MAC アドレス 7 0 6、6 バイトの宛先 MAC アドレス 7 0 8、および 2 バイトのシーケンス制御フィールド 7 1 0 を含んでいる MAC ヘッダ 7 0 1 を含む。ダウンリンクのユニキャスト・サブフレーム 7 0 0 の残りの部分は、ユニキャストのデータ・ボディ 7 2 0 およびフレーム・チェック・シーケンス (FCS) 7 1 2 から構成されている。

【0 0 5 5】図 7 B は本発明によるダウンリンクのユニキャスト・データ・サブフレームに対するフロー制御のフレームのフォーマットの具体例を示している。図 7 B のこの特定の具体例において、ユニキャスト・データのボディ 7 2 0 はタイプ・フィールド 7 2 2 「制御」およびサブタイプ・フィールド 7 2 4 「フロー制御」を含み、その後には競合アイデンティティ (CC) フィールド 7 2 6 が続く。データ・フィールド 7 3 0 がその後に続き、それは X on / X off のビットを含んでいる。

【0 0 5 6】図 7 C は本発明によるダウンリンクのユニキャスト・データ・サブフレームに対するデータ・フレーム・フォーマットの 1 つの具体例を示している。図 7 C の具体例において、ユニキャストのデータのボディ 7 2 0 は次のフィールド、すなわち、データ 7 4 4、ACK 7 4 6、および「more data」7 4 8 のうちの 1 つまたはそれ以上を含んでいる。存在する場合、more data のフィールド 7 4 8 は単純に 1 ビットのフラグであるか、あるいは残りのバイト数を示すことができる。ACK フィールド 7 4 6 がある場合、それはシーケンス番号またはビットマップの形を取ることができる。データのボディ 7 2 0 はタイプ・フィールド 7 4 0 「データ」から始まり、その次に、フィールドの構成によって変わるが、値「データ」、「データ+ACK」、「データ+ACK+More」、または「ACK」を含むことができるサブタイプ・フィールド 7 4 2 が続く。

【0 0 5 7】1 つの無線モデムについてコネクションが 1 つだけしかない場合、ユニキャストのサブフレームは、図 7 D に示されているように、発信元の MAC アドレス・フィールドのオーバーヘッドなしに、ブロードキャスト・サブフレームの後に付加されるように連結することができる。図 7 D のフレームはブロードキャストのサブフレーム 7 5 0 と連結されているユニキャストのサブフレーム 7 0 0 から構成されている。ブロードキャストのサブフレーム 7 5 0 は 6 バイトの発信元の MAC アドレス 7 5 2、6 バイトの宛先アドレス 7 5 4、1 バイトのフレーム制御サブフィールド 7 5 6、2 バイトのフレーム持続時間フィールド 7 5 8、2 バイトのシーケンス制御フィールド 7 6 0、ブロードキャスト・データのフィールド 7 6 2、およびフレーム・チェック・シーケンス (FCS) 7 6 4 から構成されている。ユニキャストのサブフレーム 7 0 0 は 6 バイトの宛先 MAC アドレス 7 0 8、1 バイトのフレーム制御サブフィールド 7 0 2、2 バイトのフレーム持続時間フィールド 7 0 4、2 バイトのシーケンス制御フィールド 7 1 0、タイプ・フィールド 7 2 2、サブタイプ・フィールド 7 2 4、コネクションのアイデンティティ 7 2 6、データ・フィールド 7 3 0、およびフレーム・チェック・シーケンス (FCS) 7 1 2 から構成されている。ユニキャストのサブフレーム 7 0 0 の中のフレーム制御フィールド 7 0 2 はオプションであり、一般にそのフレーム制御フィールドの中のビットが頻繁に変わることが予想される場合に含められる。ユニキャストのサブフレームのフレーム制御フィールドが比較的静的であると期待できる場合、それは必要な特殊な機会において以外は省略されることが多い。

【0 0 5 8】同期の目的のために、AP はダウンリンクのブロードキャストおよびユニキャストのサブフレームを、ブロードキャストおよびユニキャストのサブフレームの送信時間の合計が x ms のフレーム構造の内部に入るようにスケジュールすることができる。ここで x は一般に 2 ms である。しかし、アップリンク送信の場合、無線モデムからのアップリンク通信はバースト・モードであり、与えられたタイム・ウィンドウの中で 2 つ以上のモデムが送信する場合には衝突の可能性がある。そのような衝突は AP においてのみ検出することができる。また、各送信のバーストは或る程度の物理層のオーバーヘッドを含む必要がある。

【0 0 5 9】これらのファクタを考慮するために、図 8 A に示されているように、同期トラヒックに対する厳しい遅延の条件を達成する機能を提供しながら、より良い同期化を可能にする、アップリンク送信のためのフレーム構造が定義されている。示されている例の中では、各アップリンク・フレームはその持続時間が x ms であり、その中で 2 ms のフレームが使われている。各 x ms のフレームは MAC ヘッダ 8 0 8、同期転送領域

(STR) 8 1 0、および非同期転送領域(ATR) 8 1 2に細分割されている。同期転送領域8 1 0はCBRLライクな一定ビット・レートのトラヒックを搬送するためのデータスロットを含む。図8Aの具体例のSTR 8 1 0の中の各同期データスロットの長さは27バイトであり、そのうちの16バイトがペイロード・フィールドである。

【0060】図8Bに示されているように、非同期転送領域8 1 2はN個の基本スロットに分割され、各基本スロットは固定サイズのパケットを送信するためのデータスロット、たとえば、非同期転送モード(ATM)のセルと等価である。各基本スロットは競合予約スロット8 2 0であり得る。その場合、それはさらにk個のミニスロット8 2 2に細分割される。たとえば、競合予約スロット8 2 0は各ミニスロット8 2 2が15バイトで、63バイトから構成することができる。また、基本スロットはデータスロット8 2 4または予約済みデータスロット8 2 6であってもよい。

【0061】この例における各アップリンク・フレームは純粋な競合に対して利用できる、少なくともC個の競合スロットを含む。これらのC個の競合スロットの中から、N₁個がバンド幅の予約のための予約ミニスロットに変換される。残りのC-N₁個の競合スロットは予約を必要としない短いバースト性のメッセージを送信するために使われるデータ競合スロット8 2 4である。CおよびN₁は変化する可能性がある。APは不使用の競合データスロット8 2 4を追加の予約ミニスロット8 2 2に変換することができる。前に説明されたように、予約ミニスロット8 2 2の数は固定とするか、あるいは動的に変化させることができる。また、予約ミニスロットはそのフレームの一部分の中にまとめて入れられるか、あるいはそのフレーム全体にわたって散在させることができる。APは利用できる競合スロットの数、予約ミニスロットの数、および次のアップリンク・フレームの中のそれらの位置を、その先行するダウンリンク・フレームの中にブロードキャストする。

【0062】図8Bの中の予約済みデータスロット8 2 6はATMのPDUなどの固定のプロトコルのデータ・ユニット(PDU)、あるいは可変長のPDUに対するもののいずれかを意味する。ATMのPDUに対する送信バーストは53バイトのATMセル、MACヘッダ、および物理層のヘッダを含む。1つの予約済みデータスロット8 2 6が各ATMのPDUの送信のために割り当てられる。可変長(VL)のPDUに対する送信バーストは可変ペイロードにATMのPDUに対して必要な同じオーバーヘッドを加えたものを含む。可変長のPDUの場合、各APがVLのPDUに対して可能な限り連続している予約済みデータスロット8 2 6を割り当てるように、セグメンテーションを最小化することが望ましい。

【0063】競合は無駄であるので、競合を通らずに、

追加の予約済みデータスロットを要求するための予約済み送信バーストの中の1つのフィールドがあることが理想的となる。キューの長さの情報を使用するスケジューリングの規律(たとえば、セルフクロック型公平キューイング規律)が使われるとき、次のパケットのサイズ、あるいは固定サイズの残っているパケットの数が、そのソースからの将来のデータ転送のためのバンド幅を予約するために指定される。ファースト・カム・ファースト・サーブ、またはラウンド・ロビンのキューイング規律が使われているとき、MACヘッダのフレーム制御フィールドの中の「more」ビットを同じ目的に利用することができる。

【0064】アップリンク・フレームにおいて、一定ビット・レートの送信がある場合、それは競合のセットアップ時に決定された固定の同期転送領域(STR)のスロット位置の中にある。新しい非同期転送のために、無線ノードのモデムはその利用できる競合ミニスロット8 2 2のうちの1つをランダムに選択し、それ以降のフレームにおいてATM/VLのバーストが送られるためのバンド幅を要求する。「新しい」非同期転送キューが空であるコネクションへの新しいパケットの到着として定義される。次に、APは衝突を識別し、そして次のダウンリンク・フレームの中の予約ミニスロットのアクノレジメント・フィールドを経由して無線モデムにその衝突/成功のステータスを通知する。代表的なアップリンク・フレームが図8Cに示されている。それは予約ミニスロット8 2 2、前のダウンリンク・フレームにおいて受信されたデータに対するACK 8 3 2、およびアップリンク予約済みデータ・フィールド8 2 6を含んでい

る。APは実装されているサービス(キューイング)規律の記述に従って、次のアップリンク・フレームに対してATM/VLのスロットをスケジュールする。この情報は送信許可およびスケジュールの中のダウンリンク・フレーム(図示せず、図3参照)を経由してそのリモート・ノードにあるモデムに対して送られる。

【0065】図8Dは図8Cのアップリンク・フレーム予約ミニスロット8 2 2に対するフレーム・フォーマットの例を示している。そのフレームは発信元のMACアドレスおよび2バイトのシーケンス制御フィールドだけを含んでいる小さいMACヘッダ8 4 0、その次のコネクション・アイデンティティ(CC)フィールド8 4 2およびフレーム・チェック・シーケンス(FCS)8 4 4を含んでいる。図8Eは純粹のアクノレジメント・アップリンク・フレームに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいて、フルMACヘッダ8 4 8の次に、タイプ・フィールド8 5 0「データ」およびサブタイプ・フィールド8 5 2「ACK」、コネクション・アイデンティティ(CC)フィールド8 5 4、シーケンス番号ACKフィールド8 5 6、およびFCS 8 5 8が続いている。

【0066】図8Fは純粹のデータ・アップリンク・ユニキャスト・フレームに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいては、フルMACヘッダ860の次に、タイプ・フィールド862「データ」およびサブタイプ・フィールド864「データ」、コネクション・アイデンティティ(CC)フィールド854、データ・フィールド866、およびFCS858が続いている。図8Gはアクノレジメントおよびデータのアップリンク・フレームの組合せに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいては、フルMACヘッダ870の次に、タイプ・フィールド872「データ」およびサブタイプ・フィールド874「データ+ACK」、コネクション・アイデンティティ(CC)フィールド854、データ・フィールド876、シーケンス番号ACKフィールド878、およびFCS858が続いている。図8Hはアクノレジメント、データ、および「more」アップリンク・フレームの組合せに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいては、フルMACヘッダ880の次にタイプ・フィールド822「データ」およびサブ・タイプ・フィールド884「データ+ACK+more」、コネクション・アイデンティティ(CC)フィールド854、データ・フィールド886、シーケンス番号ACKフィールド888、moreデータ・フィールド890、およびFCS858が続いている。

【0067】上記の具体例はアクセス制御の実装およびネットワークへのリモート・ノードの許可のための特殊メッセージを提供するために、IEEE802.14標準を採用している。特定の例として、アップリンクのバンド幅が2.56Mbpsであるシステムにおいて、ランプ・アップ・タイム4 μ s、32シンボルのプリアンブル(QPSKを仮定して25.0 μ s)、そしてターンオフ時間が4 μ sである。これらのパラメータのために、物理層のPDUの各エンドにおいて20ビットのガード・タイムおよび64ビットのプリアンブルが必要となる。このシステムにおいては、2msのアップリンク・フレームは640バイトに対応する。フレームがSTRおよびATRの両方から構成され、そしてSTRの中の各基本スロットの長さが27バイトであると仮定して、1つのSTRスロットを備えたフレームも、たとえば、10個の予約ミニスロット(各基本スロットが5つの予約ミニスロットに変換されている)、2個のデータ競合スロット、および5個の予約済みデータスロットを、ATMのPDUまたはVLのPDUに対して持つことができる。

【0068】図11に示されているように、ダウンリンクのブロードキャスト/マルチキャスト・メッセージをページング要求メッセージとして使うことができる。ページング要求およびそれに関連付けられている応答メッ

セージは、有線ネットワーク上のPCが無線ネットワーク上の別のPCを呼び出すことができるようにするために設けられている。ページング要求メッセージは有線のホストまたは別の無線のモデムが、交信したいということ無線のモデムに知らせるために有用である。受信されたページング要求メッセージの中にIDが含まれている無線モデムは、その無線モデムとアクセス・ポイントとの間に現在コネクションが存在しない場合の接続要求以外に、ページング応答メッセージで応答する。ページングの機能はローカル・サーバを必要とする。ローカル・サーバは、必要であればPPPサーバと同じ場所に置くことができる。その方法は無線ネットワークを経由してアクセスされるPCが、より効率的にアクセスされるIPアドレスを持っていないときに普通使われる。

【0069】図11に示されているように、PC2 1102が無線モデム1106に付加されているPC1 1104に対する呼出しを起動できるようにするために、ページング予約メッセージが定義されている。起動しようとしているPC(PC2) 1102は、Call__Initiateメッセージ1110を、そのホーム・レジストレーション・サーバ1116を定義するロケーション/PPPサーバ1112に対して送信する。ホーム・レジストレーション・サーバ1116は次に正しいWH/IWFを識別し、Call__Initiateメッセージ1118をAP 1120に対して中継する。次に、AP 1120はページング要求1130を、PC1 1104が関連付けられている無線モデム1106に対して送信する。最後に、無線モデム1106はCall__Initiateメッセージ1132をPC1 1104に対して中継する。

【0070】その呼出しを受け付けるために、PC1 1104はCall__Acceptメッセージ1140を無線モデム1106に対して送信すると同時に、それにConnect__Requestメッセージを付けておく。次に、無線モデム1106はページング応答1142をAP 1120へ送信し、AP 1120はそのメッセージ1144をWH/IWF 1116へ中継する。また、無線モデム1106はそのConnect__RequestメッセージをAP 1120に対して中継し、AP 1120は同様にそれをWH/IWF 1116に対して中継する。WH/IWF 1116はConnect__Replyメッセージ1145をPC1 1104に対して送信し、そして次にCall__Acceptメッセージ1146をロケーション・サーバ1112に対して中継して戻す。最後に、ロケーション・サーバ1112はCall__Acceptメッセージ1148をPC2 1102に対して中継する。

【0071】ODMA FQ方式は各ユーザからの同じメッセージ・ストリームの内部で優先アクセスを提供することができる。優先アクセスは一般にデータ・メッセー

ジより優先度が高い重要な制御メッセージを提供する。予約スロットの中で無線モデムによって送信される可能性のあるいくつかの重要な制御メッセージとしては、

(a) 無線モデムとアクセス・ポイントとの関連付けを要求するための関連付け要求、(b) コネクションのセットアップを要求するためのコネクト要求(c)、ページング要求に対して応答するためのページング応答、および(d) しばらくの間沈黙していた後、バンド幅割り当てを要求するためのバンド幅要求などがある。また、各種の可能なメッセージもサービスの品質を違えるために異なる優先度を対応して割り当てることができる。一般に、関連付け要求、コネクト要求、およびページング応答メッセージはデータ・メッセージより優先度が高いことが期待される。1つの例として、サービス・プロバイダがユーザをそれ以上は許可しない場合、バンド幅要求のメッセージには、コネクト要求およびページング応答メッセージより低い優先度が与えられ、コネクションをより速くセットアップすることができるようにすべきである。データ・メッセージのうち、たとえば、RTP/UDPパケット上で搬送される音声信号にはtcp/ipのデータ・パケットより高い優先度が一般に与えられる。

【0072】フラグメントの再送信を可能にするために、フラグメンテーション/再アセンブリのメカニズムが定義されている。APおよび無線モデムは一般に、MAC層のサービス・データ・ユニット(SDU)が最大のペイロード・サイズを超えた場合、あるいはダウンリンクまたはアップリンクのフレームにおいて利用できる残りの空間を超えた場合、MAC層のサービス・データ・ユニット(SDU)をフラグメント化する。代わりに、フラグメンテーションのしきい値を、MAC/SDUがフラグメント化されるフラグメンテーションのしきい値を定義することができる。各フラグメントにはシーケンス制御フィールドがある。同じSDUに所属しているすべてのフラグメントは同じ12ビットのシーケンス番号を搬送するが、異なるフラグメント番号が与えられている。次に、フレーム制御フィールドの中の「More Fragment」ビットが最後を除いてすべてのフラグメントに対してセットされ、次にまだフラグメントが続いていることを示す。次に、そのフラグメントは最も小さいフラグメント番号から最も高いフラグメント番号への順序で送信される。

【0073】イン・シーケンス配送要求を満たすために、APおよび無線モデムは、同じSDUのすべてのフラグメントが、新しいSDUが送信される前に送信されることを確保する。消失しているフラグメントだけが再送信される。エンドレスの送信遅延(同時に生じる送信の滞りを伴う)を避けるために、特定のソース(無線モデムまたはAP)がMACのSDU送信タイマを維持し、そのタイマはMACのSDUがMAC層へ渡される

瞬間にスタートされる。そのタイマがあらかじめ設定されているMACのSDUのライフタイムを超えると、残っているすべてのフラグメントはそのソースによって捨てられ、そのMACのSDUの送信を完了させるための試みはなされない。

【0074】永久的に消失したフラグメントに対してエンドレスに待つことを防ぐために、受信先ステーションはシーケンス制御フィールドのフラグメント番号の順番にそのフラグメントを組み合わせることによって、MACのSDUを再構築する。受信先ステーションが、「more fragment」ビットがセットされているフラグメントを受信した場合、それは完全なMACのSDUをまだ受け取っていないことを知る。「more fragment」ビットがクリアされているフラグメントを受信先ステーションが受信すると直ぐに、それはそのMACのSDUを再アセンブルし、それをより高い層に対して渡す。

【0075】受信先ステーション(無線モデムまたはAPなど)は、MACのSDUのタイマを維持し、そのタイマはMACのSDUの第1セグメントの受信時に起動される。受信先ステーションは3つのMACのSDUを同時に受信するために少なくとも3つのタイマを備えていることが好ましい。次に、受信先ステーションは受信タイマが維持されていないMACのSDUの受信されたフラグメントをすべて捨てる。MACのSDUの受信タイマがあらかじめ設定された受信のMACのSDUのライフ・タイムを超過したとき、すべてのフラグメントが捨てられる。受信のMACのSDUタイマが時間切れになった後、追加のフラグメントが受信された場合、そのフラグメントはアクノレッジされてから捨てられる。また、受信先ステーションは、重複して受信されているフラグメントがあればそれを捨てるが、応答としてアクノレッジメントは送信する。

【0076】多重アクセス方式におけるMACプロトコルの操作は次のステップを含む。それらは、アップリンクの送信パワー・レベルの確立、アップリンクの初期競合、アップリンクの競合の解決、アップリンクのバンド幅の割り当て、APのダウンリンクのバンド幅の割り当て、ダウンリンク制御フィールド経由での衝突のステータスの通知、および送信許可経由でのアップリンク送信のスケジューリングである。特に、一定レートのトラヒックの場合、各モデムはコネクションのセットアップ時に、そのコネクションの持続時間全体に対してアクセス要求が1つだけ必要であるようにするために、パケットの到着レートをAPに知らせる。

【0077】ODMA FQ MACプロトコルの操作の全体が図13AおよびBのフローチャートに示されている。リモート・ホストから見た図13Aの場合、1310においてアップリンク送信のためのパワー・レベルを設定した後、リモート・ホストは1315においてアッ

プリリンクの初期競合に参加し、その間に送信するパケットを持っている各リモートはアクセス要求をAPに送る。これらのアクセス要求のいくつかが衝突していると1320において判定された場合、それらは同じミニスロットの中にサブミットされ、衝突しているリモート・ホストは1325においてアップリンクの競合解決に参加する。そうでなかった場合、APは1330において、アクセスを要求しているリモートの中でアップリンクのバンド幅を割り当てるよに進捗し、その後、それ自身のダウンリンク送信のためのバンド幅を1335において割り当てる。各リモート・ホストはそれ以降でのダウンリンク送信の間に1337において送信許可を受信するまで待ち、その1つを受信すると、自分のキューから待機中のパケットを送信する。その時、リモートにおけるキューが空でないと1338において判定された場合、そのリモートは1337においてさらに送信許可を待つために戻り、そうでなかった場合、それは1339において新しいパケットが到着するのを待つ。

【0078】図13Bに示されているように、APは受信された競合予約スロットの中のアクティビティを1360において監視する。正常なアクセス要求を受信したと1365において判定したとき、APは1370において予約のアクノレジメント(ACK)を送信し、その新しく加わったリモートをスケジュールされるリスト1375に追加する。1365において新しい正常なアクセス要求があったかどうかにかかわらず、APはスケジュールされているリストが空でない限り、1380においてアップリンク・データスロットを監視し、正常に送信されたパケットを受信したと1385において判定したとき、APは1390においてデータ・ACKで応答する。次に、APは1340において自分のダウンリンク・パケットをスケジュールし、1345において正常に競合しているリモート・ホストのアップリンク送信をスケジュールし、1350において関連付けられた送信許可を発行し、そして次に、1355においてダウンリンクのデータ・パケットを送信し、その後、1360に戻って競合予約スロットの中のアクティビティを監視する。

【0079】オプションのチャネル保持機能を許可し、それによってアクセス・ポイントがバンド幅の予約を解放せずに短い時間の間、各キューが空のままになっていることができるようにすることが好ましい場合がある。これによって、優先度の高いユーザが、割り当てられた或る量の時間の間、その基地局の予約済みのバンド幅のリストの中にとどまっているようにし、その後、それは解放され、チャネル予約のために必要なセットアップのシグナリング・メッセージングをすべて回避することによって、潜在時間の短いリアルタイム・パケット(すなわち、音声通信などの、時間に敏感なデータの packets)に対する遅延時間がほとんどないか、あるいは全くな

い)を助成する。この機能を利用して、キューが空であるとき、無線モデムにおいてタイマがトリガされる。このタイマが時間切れになる前に、新しいパケットがその無線モデムに到着する限り、その無線モデムは新しいアクセス要求を行う必要はない。APにおいては、この機能がオンになっていた場合、APはその無線モデムからの最後のアップリンク・データ送信が、キューが空であることを示していた場合であっても、代わりのアップリンク・フレームごとに、この特定の無線モデムに対して1つのデータスロットに対して送信許可をやはり割り当てる。また、また、APはタイマもスタートさせる。そのタイマが時間切れになって、APがその無線モデムから新しいパケットを受信していなかったとき、APはその予約済みのバンド幅リストからその無線モデムを取り除く。このチャネル保持機能は、バンド幅の予約プロセスが完了するまでに少し時間が掛かる場合に特に有用である。それによって、次々にすぐ続けて到着するのではなく、各データ・パケットに対する競合による別のバンド幅予約要求を保証するほど遠くは離れていないリアルタイム・パケットの低い潜在性を許す。しかし、このチャネル保持機能を必要としないバースト性のソースの場合、パケットが到着してバッファが空であることを知ったとき、そのモデムは競合ミニスロットの1つを経由してAPに対してアクセス要求をやはり送信することになる。

【0080】図17に示されているように、ODMA FQを採用している無線ネットワークにおける基地局といくつかのリモート・ホストとの間のデータ送信のためのアップリンクのパワー・レベルを、そのリモート・ホストの初期アクセス要求メッセージの間に確立することができる。使われる方法は符号分割多重アクセス(CDMA)の国際標準IS95「チャネル・パワー制御」のために使われている方法とよく似ている。特定のリモート・ホストとAPとの間のアップリンクの送信パワー・レベルが前回に記憶されていたと1710において判定された場合、その記憶されていたレベルがアップリンクのデータ送信のために1715において使われる。そうでなかった場合、リモート・ホストは先ず最初に1720において定格のオープン・レートのパワー・レベルに関連して設定されている初期パワー・レベルにおいてショート・コネクションの要求メッセージを送信する。そのリモート・ホストの最初の送信が不成功であった場合、そして、したがって、アクノレジメントが1770においてAPから受け取られなかった場合、そのパワー・レベルは1740において、あらかじめ決めておくことができるパワーのインクリメントの量だけインクリメントされる。そして、その送信が成功するまで、送信およびインクリメントのステップが繰り返される。送信が最終的に成功したときのパワー・レベルが1735において記憶され、そしてそのリモート・ホストと基地局との

間のさらにそれ以降でのデータ送信のために 1 7 1 5 において使われる。

【0081】この好適な実施形態においては、アップリンクの初期競合は次の方式を利用する。M個のミニスロットが次のアップリンク・フレームにおける競合に対して利用できる場合、初期の（最初のときの）競合メッセージが次のことに従って送信される。

1. 1～Mの範囲にある乱数 x が一様分布からリモート・ノードのモデムにおいて発生され、
2. 初期競合メッセージが次のアップリンク・フレームの中の x 番目のミニスロットにおいて送信される。

【0082】必要な場合、キャリア・センシングも初期競合の間に使うことができる。送信の前に、そのチャンネルがセンスされる。アクセスの優先度が実装されている場合、1～Mの範囲の乱数を選定する代わりに、その無線モデムは $1 \sim I_i$ の範囲を選定する。ここで I_i はクラス i のユーザのしきい値であり、値が低いほど優先順位が高い。すなわち、 $I_{i+1} < I_i$ を示す。しかし、競合メッセージが競合の予約ミニスロット要求メッセージでなく、競合データスロットのメッセージであった場合、そのメッセージは次の競合データスロットの中で送信される。

【0083】3つ以上のアクセス優先度クラスを提供することができる。前に説明されたように、アップリンクのフレームは N_1 個のミニスロットを含む。たとえば、アクセス優先度が P のクラスがあった場合、アクセス優先度が i である各クラス（ここで番号が小さいほど優先度が高いことを意味する）は $1 \sim I_i$ の範囲のミニスロットの中に競合を送信することができる。ここで $I_1 = N_1$ 、 $I_{i+1} \leq I_i$ である。このアクセス優先度の方式の

トップに厳格な使用の優先度を実装し、APが使用優先度の高い競合要求を受け取ったとき、その競合をサポートする無線モデムに対して切り離し要求フレームを送信することによって、使用優先度の低い既存のコネクションを切り離すことができる。

【0084】衝突は2つまたはそれ以上の無線モデムが同じミニスロットの中で送信するときに競合スロットの中で発生する。また、干渉によって競合スロットの中のデータの変造が発生した場合、そのスロットのステータスは「衝突（COLLISION）」であると宣言される。前に説明されたように、アップリンク・フレームの中には2種類の競合スロットがある。それらは（1）バンド幅要求メッセージのためのミニスロットを含んでいる予約スロット、および（2）競合のスーパースロットの中にアップリンクの短いパースト性のメッセージを含んでいるデータスロットである。そのAPにおいて、1つのアップリンク競合タイム・スロットの中のRFエネルギーが評価される。エネルギーが存在していなかった場合、その競合スロットは「アイドル（IDLE）」と宣言される。競合スロットのステータスは、次の条件がす

べて成立した場合に「成功（SUCCESS）」であると宣言される。1）RFエネルギーがそのスロットの中で検出された。2）そのスロットの中でプリアンプルが乱されていない。3）そのスロットの中のフレーム・チェック・シーケンス（FCS）はエラーを示していない。競合スロットのステータスは、そのスロットの中にRFエネルギーが検出され、そして次の条件のうちの少なくとも1つが成立している場合に衝突（COLLISION）」であると宣言される。1）そのスロットの中のプリアンプルが乱されている、あるいは2）そのスロットの中のフレーム・チェック・シーケンス（FCS）がエラーを示している。

【0085】図18Aは本発明の1つの態様による、アクセス制御のための方法の実施形態を示している。N個の競合予約ミニスロットが各アップリンク・フレーム1810の中で構成されている。そのN個のミニスロットは複数のアクセス優先度クラスに編成されていて、各クラスはその優先度が異なっている。1815において、そのAPはN個のアクセス優先度クラスを許可するように構成される。1820においてアクセス優先度クラス i の各リモート・ホストは1つの競合ミニスロットをランダムに拾ってアクセス要求を送信する。拾われた競合ミニスロットは $1 \sim N_1$ の範囲内にある。ここで $N_{(i+1)} < N_i$ として $N_1 = N$ である。1825において基地局はそのアクセス要求を受信し、受信された競合ミニスロットを順次調べる。1830において、現在調べられているミニスロットが衝突していない要求を含んでいると判定された場合、APは1835においてその衝突していないアクセス要求に対応しているリモート・ホストに対してアクセスを許可する。現在調べられているミニスロットが衝突している要求を含んでいると1830において判定された場合、APはACKを送信せず、それによってその影響されているリモート・ノードが衝突解決を1840において実行するようにさせる。衝突解決期間の後、APは1845において「勝った（winning）」リモート・ホストに対してアクセスを許可する。話変わって、1850において調べられるべきミニスロットがまだ他に残っていると判定された場合、APは1830においてミニスロットの衝突をチェックし続け、1835において正常に要求しているホストに対してアクセスを許可するか、あるいは1840において衝突解決の結果を待つかのいずれかを行う。

【0086】図18Bは本発明の1つの態様によるアクセス制御のための方法の代わりの実施形態を示しているフローチャートである。これはそれぞれ優先度が異なる複数のアクセス優先度クラスに編成されている。1810において各アップリンク・フレームの中でN個の競合予約ミニスロットが構成される。そのN個のミニスロットはそれぞれ優先度が異なる複数のアクセス優先度クラスに編成される。1815においてAPはN個のアクセ

ス優先度クラスを許すように構成される。次に、1860において、アクセス優先度クラスが i であって、スタック・レベルが0に等しい各リモート・ホストは、確率 P_i でアクセス要求を送信する。ここで $P_{(i+1)} < P_i$ 、そして $P_1 = 1$ である。1825において基地局はそのアクセス要求を受信し、受信された競合ミニスロットを順次調べる。1830において現在調べられているミニスロットが衝突していない要求を含んでいると判定された場合、APは1835においてその衝突していないアクセス要求に対応しているリモート・ホストに対してアクセスを許可する。1830において現在調べられているミニスロットが衝突している要求を含んでいると判定された場合、APはACKを送信せず、それによって、影響されているリモート・ノードが衝突解決を1840において行うようにさせる。衝突解決の期間の後、APは1845において「勝った」リモート・ホストに対してアクセスを許可する。1850において、調べられるべきミニスロットがまだ他に残っていた場合、APは1830へ戻ってミニスロットの衝突をチェックし続け、1835において正常に要求しているホストに対してアクセスを許可するか、あるいは1840において衝突解決の結果を待つかのいずれかを行う。

【0087】IDLE、SUCCESSおよびCOLLISIONのステータス情報は無線モデムへ逆に伝えられる。APはそのスロットのステータス情報をダウンリンク予約アクノレジメントのフィールドの中に置く。使用できる好適な衝突解決の方法は3種類ある。第1の方法はIEEE標準802.14の中で提案されており、2つの新しい方法と一緒に以下に説明される。シミュレーション結果は、説明されている第2の方法がより良いアクセス遅延を提供することを示している。

【0088】IEEE標準規格802.14の中で提案されている第1の衝突解決方法において、送信したい無線ノードは予約ミニスロットのうちの1つをランダムに拾う。衝突が示されていた場合、その衝突によって影響されたモデムは、ランダム・バイナリ指数関数的バックオフの方法に基づいて再送信する。このバックオフの方法は次のように操作する。

【0089】1. モデムは $0 \sim 2^j - 1$ の範囲に様に分布している乱数 I を発生する。ここで j はそのモデムが送信を試みているパケットに対して経験した衝突の回数である。 j が10より大きい場合、 I は $0 \sim 2^{10} - 1$ の範囲の一樣分布から選択される。

2. そのモデムは同じ種類の $I - 1$ 個の競合スロットの機会を(ミニスロットまたはデータ競合スロットのいずれか)をスキップし、そしてその以前に衝突したパケットを次の直後の競合スロットの機会において再送信する。

【0090】この方法の動作が図14Aに示されている。APにアクセスするために待機している無線ノード

は、1402において、アクセス要求を送信する1つの予約ミニスロットをランダムに拾う。1404において、そのノードが衝突によって影響されていると判定された場合、そのノードは1408において乱数 I を発生し、1410において同じ種類の次の $I - 1$ 個の競合スロットの機会をスキップする。次に、そのノードは1412においてその衝突したパケットに対するアクセス要求を直ぐ次の競合スロットの機会において再送信する。1404においてそのノードが衝突によって影響されていないと判定された場合、1405においてそのノードにおけるキューが空であった場合、そのノードは1406においてそのパケットを送信し、待機状態1402へ戻る。1405においてそのノードのキューが空でないと判定された場合、APからの送信許可を受信した後、そのノードは1407において現在のパケットをそのキューの中の次のパケットの送信のためのビギンバックされた予約要求と一緒に送信し、そのキューが1405において空であると判定されるまで、送信許可を受信した後には1407においてビギンバックされた予約要求を付けたパケットを送信し続け、キューが空になると最後のパケットが1406において送信され、その後、そのノードは待機状態1402へ戻る。

【0091】第2および第3の方法においては、APはダウンリンクのブロードキャスト・メッセージを経由してすべての無線ノードに対して、予約ミニスロットの中の各競合の結果をブロードキャストする。第2の方法においては、各無線ノードの中のモデムはスタック・レベルによって特徴付けられ、そしてスタック・レベルが0に等しい無線ノードだけがアクセス要求パケットを送信することが許可される。スタック・レベルの値が0より大きいモデムは滞貨があるとみなされる。たとえば、 M 個の予約ミニスロットがあるとき、スタック・レベルが0である各リモート・ノードは M 個のミニスロットのうちの1つをランダムに拾うことができる。1つのタイムスロットの終りににおいて、無線ノード i はそのタイム・スロットの中の送信の結果に基づいてスタックのレベルを変更する。この方法によって、新しくアクティブな無線ノードが特定の衝突解決期間の間に、スタック・レベルが0である既存の無線ノードに加わることができる。要求状態にある各無線ノードはそれがアクセス要求パケットを送信せず、そして指定のアクノレジメントを(たとえば、衝突があった)基地局(AP)から受け取った場合、自分のスタック・レベルを1だけインクリメントする。他方、無線ノードはアクセス要求の送信に成功したことを示している肯定のアクノレジメントを基地局から受け取った場合、無線ノードは自分のスタック・レベルをデクリメントする。アクセス要求送信に参加する各無線ノードは、そのスタック・レベルがレベル0にとどまるか、あるいは基地局からの指定のアクノレジメントの受信時にインクリメントされるかどうかを決

定するためにランダムに「抽選のようなことを行う (flips a coin)」。

【0092】第2の方法の規則は次の通りである。

1. 無線ノードが最初にネットワークに対するアクセスを得たいとき、あるいはアクセスを得ていて、新しいデータを送りたいとき、そのノードは要求状態に置かれ、0のスタック・レベルが割り当てられる。

2. M個の予約ミニスロットがあるとき、要求状態にある各無線ノードはM個の予約ミニスロットのうちの1つを、アクセス要求パケットを送信する自分に割り当てられたミニスロットであるとしてランダムに拾う。

3. その無線ノードが0に等しいスタック・レベルによって特徴付けられると、それはアクセス要求パケットを送信する。しかし、そのリモート・ノードが0以外のスタック・レベルによって特徴付けられているとき、それはアクセス要求パケットを送信しない。

4. そのタイム・スロットの終りにおいて、各無線ノードはアクセス・ポイントからのダウンリンク・メッセージの予約アクノレジメント・フィールドの中で自分に割り当てられているミニスロットに対して報告されているアクセス要求の結果 (衝突、アイドルまたは成功のいずれか) に基づいて、自分のスタック・レベルを変更する。

【0093】A. アクセス要求を送信して「成功」の結果を受け取った無線ノードは要求状態から取り除かれる。

B. アクセス要求を送信して「衝突」の結果を受け取った無線ノードは自分のスタック・レベルを1だけインクリメントするか、あるいは自分のスタック・レベルを0のままにしておくかを、ランダムな抽選の結果に基づいて実行する。

C. 要求状態にあって、アクセス要求を送らなかつた無線ノード (すなわち、スタック・レベル>0で滞貨を持っているノード) は、その割り当てられたミニスロットに対する予約アクノレジメント・フィールドの中で報告される結果が「衝突」であった場合、自分のスタック・レベルを1だけインクリメントする。

D. 要求状態にあって、アクセス要求を送信しなかつた無線ノード (すなわち、スタック・レベル>0で滞貨状態にあるノード) は、その割り当てられたミニスロットに対する予約アクノレジメント・フィールドの中でレポートされている結果が「成功」であった場合、自分のスタック・レベルを1だけデクリメントする。

【0094】この方法の動作が図14Bに示されている。APにアクセスするため、あるいは新しいデータを送信するために待機している無線ノードは、1432においてそのスタック・レベルを0に設定し、要求状態に入る。1434においてそのノードのスタック・レベルが0であると判定された場合、そのノードは1436においてアクセス要求の送信のために1つの予約ミニスロ

ットをランダムに拾う。その要求の結果が1438において「成功」であると判定され、そしてそのノードにおけるキューが1439において空であると判定された場合、そのノードは1440において現在のパケットを送信し、要求状態から脱出して待機状態から1432へ戻る。1439において、そのノードが空でないと判定された場合、APから送信許可を受信した後、そのノードは1441において現在のパケットを、そのキューの中の次のパケットの送信のためのビジーバックされた予約要求と一緒に送信し、1439においてそのキューが空であると判定されるまで、送信許可を受け取った後、ビジーバックされた予約要求を1441において送信し続け、キューが空になったとき、それは1440において残りのパケットを送信し、要求状態から脱出して待機状態1402へ戻る。

【0095】予約要求の結果が1436において「成功」でなかったと判定された場合、そのノードは1444においてランダムな抽選に参加し、1448においてそのスタック・レベルをインクリメントするか、あるいは1446においてそのスタック・レベルを0のままにしておくかどうかを決定する。スタック・レベルが1446において0にとどまる場合、そのノードはふたたび1436においてアクセス要求の送信のために1つの予約ミニスロットをランダムに拾い、そのアクセス要求を送信する。スタック・レベルが1448においてインクリメントされた場合、そのスタック・レベルは1434において0ではない値になる。1434において任意のリモート・ノードのスタック・レベルが0でないと判定された場合、1450において前の予約要求の結果が「衝突」であった場合、そのノードは1452において自分のスタック・レベルを1だけインクリメントする。1450において前の予約要求の結果が「衝突」でなかったと判定された場合、そのノードは1454において自分のスタック・レベルを1だけデクリメントする。

【0096】第3の衝突解決方法は第2の方法の修正版である。第3の衝突解決方法においては、各無線ノードにあるモデムはスタック・レベルによってふたたび特徴付けられ、そしてスタック・レベルが0である無線ノードだけがアクセス要求パケットを送信することが許可される。スタック・レベルが0より大きいモデムは滞貨を持っているとみなされる。第3の方法の規則は次の通りである。

【0097】1. 無線ノードが最初にネットワークに対するアクセスを得たいとき、あるいはアクセスを得ていて、新しいデータを送りたいとき、そのノードは要求状態に置かれ、0のスタック・レベルが割り当てられる。

2. M個の予約ミニスロットがあるとき、要求状態にある各無線ノードはM個の予約ミニスロットのうちの1つを、アクセス要求パケットを送信する自分に割り当てられたミニスロットであるとしてランダムに拾う。

3. その無線ノードが0に等しいスタック・レベルによって特徴付けられると、それはアクセス要求パケットを送信する。しかし、そのリモート・ノードが0以外のスタック・レベルによって特徴付けられているとき、それはアクセス要求パケットを送信しない。

4. そのタイム・スロットの終りにおいて、各無線ノードはアクセス・ポイントからのダウンリンク・メッセージの予約アクノレジメント・フィールドの中で自分に割り当てられているミニスロットに対して報告されているアクセス要求の結果（「衝突」、「アイドル」または「成功」のいずれか）に基づいて自分のスタック・レベルを変更する。

【0098】A. アクセス要求を送信して「成功」の結果を受け取った無線ノードは要求状態から取り除かれる。

B. アクセス要求を送信して「衝突」の結果を受け取った無線ノードは自分のスタック・レベルを1だけインクリメントするか、あるいは自分のスタック・レベルを0のままにしておくかを、ランダムな抽選の結果に基づいて実行する。

C. 要求状態にあって、アクセス要求を送信しなかった無線ノード（すなわち、スタック・レベル>0で滞貨を持っているノード）は予約アクノレジメント・フィールドの少なくとも80%（あるいは何らかの他のあらかじめ定められたしきい値）が「成功」または「アイドル」のいずれかであるとレポートされた場合、自分のスタック・レベルを1だけデクリメントする。そうでなかった場合、そのリモート・レベルは自分のスタック・レベルを1だけインクリメントする。

D. 滞貨を持っているモデムのスタック・レベルが0までデクリメントされたとき、そのモデムはM個のミニスロット（あるいは無線優先度が実践されている場合はI_i個のミニスロット）のうちの1つをランダムに拾ってその要求を再送信する。

【0099】この方法の動作が図14Cに示されており、そしてそれは図14Bの方法の図と似ている。1432においてAPにアクセスするため、あるいは新しいデータを送信するために待機している無線ノードが自分のスタック・レベルを0に設定し、そして要求状態に入る。1434においてそのノードのスタック・レベルが0であると判定された場合、1436において、そのノードはアクセス要求の送信のために1つの予約ミニスロットをランダムに拾い、そしてそのアクセス要求を送信する。1438において、その要求の結果が「成功」であると判定され、そして1439においてそのノードにおけるキューが空であると判定された場合、そのノードは1440において現在のパケットを送信し、そして要求状態から脱出して待機状態1432へ戻る。1439においてそのノードにおけるキューが空でないと判定された場合、APから送信許可を受け取った後、そのノード

ドは1441において現在のパケットを、そのキューの中の次のパケットの送信のためのビギンバックされた予約要求と一緒に送信し、送信許可を受け取った後、1441においてビギンバックされた予約要求と一緒にパケットを送信し続ける。それは1439においてキューが空であると判定されるまで続けられ、そしてキューが空になったときに1440において残りのパケットを送信し、その後、要求状態から脱出して、待機状態1402へ戻る。

10 【0100】1436における予約要求の結果が、1438において「成功」でないと判定された場合、そのノードは1444においてランダムな抽選に参加し、1484において自分のスタック・レベルを1だけインクリメントするか、あるいは1446において自分のスタック・レベルを0のままにするかどうかを知る。1446においてスタック・レベルが0のままになった場合、そのノードは1436においてアクセス要求の送信のために1つの予約ミニスロットをふたたびランダムに拾い、そしてそのアクセス要求を送信する。1848においてスタック・レベルがインクリメントされた場合、そのスタック・レベルは1434において0でないと判定されることになる。任意のリモート・ノードのスタック・レベルが1434において0でないと判定された場合、1460において前のサイクルの間でのすべての予約要求の結果が、或る「しきい値」のパーセンテージより大きいか、あるいはそれに等しいために「衝突している」と1460において判定された場合、そのノードは1462において自分のスタック・レベルを1だけインクリメントする。前の予約要求に対する結果が、1460において「衝突していない」と判定された場合、そのノードは1464において自分のスタック・レベルを1だけデクリメントする。

30 【0101】隠れ端末の問題のために、送信されたすべてのフレームがアクノレッジされる必要があることに留意されたい。アクノレジメントのメッセージは競合モードにおいては送られてはならない。したがって、送信スケジュールおよび送信許可はダウンリンクのMACユニキャスト・フレームをアクノレッジするためのメカニズムとして使われる。無線モデムがダウンリンクのブロードキャスト・フレームを受信したとき、それは先ず最初に送信スケジュールおよび送信許可を解釈する。その無線モデムがデータを送信する番でなかった場合、そしてその無線モデムがユニキャスト・フレームの受信者であった場合（すなわち、その無線モデムのIDがその送信スケジュールの中にあった場合）、その無線モデムはその直後のアップリンク・フレームの中にユニキャスト・フレームに対するアクノレジメント・メッセージを送信する。すべてのアクノレジメント・メッセージが先ず最初に送信され、その後、任意のデータ・メッセージが送信許可によって許可される。ダウンリン

ク・フレームの中で送信許可およびユニキャスト・メッセージの両方を受け取った無線モデムの場合、これらのモデムがそれぞれのアップリンク・データ送信の最後にそれぞれのアクノレジメントをピギーバックすることができるように、異なる送信許可が発行される。アップリンクのユニキャスト・フレームをアクノレジメントするために、APはユニキャストのアクノレジメント・メッセージをスケジュールするか、あるいはそのアクノレジメント・メッセージをダウンリンクのデータ送信の上にピギーバックするかのいずれかを行う。

【0102】前に述べられたように、利用できる予約ミニスロットの数を動的に変更することができる。たとえば、競合予約スロットの中にk個のミニスロットがあり、合計N個のスロットがあって、そのうちのN1個が合計N1*k個のミニスロットを含んでいる予約スロットである場合、残りの(N-N1)個のスロットはデータスロットである。NUM_RA_MINおよびNUM_RA_MAXがそれぞれそのシステムに必要な予約ミニスロットの最小および最大の数である場合、利用できる予約ミニスロットの数はアイドルのミニスロットとアップリンクの合計のキューの長さのパーセンテージに基づいて動的に変化する可能性がある。

【0103】アクセス要求を行うためにリモート・ノー

```

If ((q>HIGH_THRESH) && (idle>IDLE_THRES
H1)) {
    If (State!=1) {
        no_mini=no_mini-k;
        no_slots=no_slots+1;
        State=1
    }
}
If ((q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THR
ESH2)) {
    If (State==1) {
        no_mini=no_mini+k;
        no_slots=no_slots-1;
        State=0
    }
}

```

【0105】図12Aに示されているように、1201においてアップリンク・キューの合計の長さが高い方のしきい値(HIGH)より大きかった場合、1202においてアイドルのミニスロットのパーセンテージ(IDLE)が第1のアイドルしきい値(IDLE1)より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数(N)は不変のままになる。しかし、1202においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大きいと判定された場合、そして1203においてその状態が「1」とであると判定された場合(ミニスロットの数は減らされたばかりではなかったことを意味

ドに対して利用できる予約ミニスロットの合計数を動的に調整するための4つの方法が開発されている。これらの各方法において、任意の時刻における合計のアップリンク・キューの長さは「q」であり、任意の時刻においてアイドルであるミニスロットのパーセンテージが「idle」であり、任意の時刻において1つのフレームの中のミニスロットの数が「no_mini」であり、そして任意の時刻において1つのフレームの中の競合していないデータスロットの数は「no_slots」である。10 基地局(AP)は利用できるミニスロットの数がどの程度迅速に変えられるかを調整する。判定プロセスの繰返しごとに、基地局は利用できる予約ミニスロットの数をリモート・ノードに対してブロードキャストする。その基地局の判定はこれらの方法の1つの結果に基づいている。各方法に対して、リモート・ノードはそれぞれのアップリンクのデータ送信の間に基地局に対してアップリンク・キューの長さの情報をピギーバックしている。

20 【0104】予約ミニスロットの数を動的に調整するための方法1のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図12Aのフローチャートの中でも図式的に示されている。

40 する)、そのフレームの中のミニスロットの数は1204において或る値kだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数(SLOTS)は1だけ増やされ、その状態が「1」に設定される。1201においてアップリンクのキューの長さの合計が高い方のしきい値より大きくないと判定された場合、そして1205においてアップリンクのキューの長さの合計が低い方のしきい値(LOW)より小さいと判定された場合、そして1206においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第2のアイドルしきい値(IDLE2)より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとな

る。しかし、1206においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして1207においてその状態が「1」（ミニスロットの数が減らされたばかりであることを意味する）と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1204においてkだけ増やされ、そのデータスロットの数が1だけ減らされ、そしてその状態は「0」に設定される。4つのすべての方法において、し

```

If ((q>HIGH2) && (idle>IDLE_THRSH1)) {
  If (State==0) {
    no_mini=no_mini-2k;
    no_slots=no_slots+2;
    State=2
  }
  else if (State==1) {
    no_mini=no_mini-k;
    no_slots=no_slots+1;
    State=2
  }
}
else if ((q>HIGH1) && (idle>IDLE_THRSH1)) {
  If (State==0) {
    no_mini=no_mini-k;
    no_slots=no_slots+1;
    State=1
  }
}
If ((q<LOW1) && (idle<IDLE_THRESH2)) {
  If (State>0) {
    If (State=1) {
      no_mini=no_mini+k;
      no_slots=no_slots+1;
      State=0;
    }
    else {
      no_mini=no_mini+2k;
      no_slots=no_slots-2;
      State=0;
    }
  }
}
else if ((q<LOW2) && (idle<IDLE_THRESH2)) {
  If (State==2) {
    no_mini=no_mini+k;
    no_slots=no_slots-1;
    State=1
  }
}

```

きい値およびkの値は必要に応じてあらかじめ指定することができる。

【0106】予約ミニスロットの数を動的に調整するための方法2のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図12Bのフローチャートの中でも図式的に示されている。図12Bおよび図12Dの方法において、HIGH2>HIGH1、そしてLOW2>LOW1である。

【0107】図12Bに示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が1210において第1の高い方のしきい値(HIGH2)より大きいと判定された場合、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが1211において第1のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、1211においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大きいと判定され、そして状態が1212において「0」(ミニスロットの数が増加されたばかりであることを意味する)と判定された場合、1213においてそのフレームの中のミニスロットの数は2kだけ減らされ、そのスロットの中のデータスロットの数は2だけ増やされ、そしてその状態は「2」に設定される。1214において状態が「1」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1215においてkだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ増やされ、そして状態は「2」に設定される。

【0108】図12Bの方法において、アップリンクのキューの長さの合計が、1210において第1の高い方のしきい値より大きいと判定された場合、アップリンクのキューの長さの合計が1210において第2の高い方のしきい値(HIGH1)より大きいと判定された場合、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが1217において第1のアイドルのしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、1217においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大きいと判定され、そして1218において状態が「0」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1219においてkだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ増やされ、そして状態は「1」に設定される。

【0109】アップリンクのキューの長さの合計が1210において第1の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして1220において第2の高い方のしき

い値より大きくないと判定されたが、1221において第1の低い方のしきい値「LOW1」より小さくなく、1220において第2の低い方のしきい値「LOW2」より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アップリンクのキューの長さの合計が1220において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定され、1221において第1の低い方のしきい値より低くないと判定されたが、1221においてその低い方のしきい値より小さいと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが1223において第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして状態が1224において「2」である(ミニスロットの数が減らされたばかりであることを意味する)と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1225においてkだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされ、そして状態は「1」に設定される。

【0110】アップリンクのキューの長さの合計が1220において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして1221において第1の低い方のしきい値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが1226において第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして状態が1224において「0」でないと判定された場合、1228において状態が「1」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1230においてkだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされ、そして状態は「0」に設定されるが、状態が「2」であった場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1229において2kだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は2だけ減らされ、そして状態は「0」に設定される。

【0111】予約ミニスロットの数を動的に調整するための方法3のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図12Cのフローチャートの中で図式的にも示されている。

```

If ((q>HIGH_THRESH) && (idle>IDLE_THRESH1)) {
    If (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
        no_mini=no_mini-k;
        no_slots=no_slots+1;
    }
}
If ((q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THRESHOLD2)) {
    If (no_mini<NUM_MINI_MAX) {
        no_mini=no_mini+k;
        no_slots=no_slots-1;
    }
}

```


47

【0 1 1 2】図 1 2 C に示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が 1 2 4 0 において高い方のしきい値より大きいと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが 1 2 4 1 において第 1 のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、1 2 4 1 においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第 1 のアイドルしきい値より大きいと判定された場合、そして 1 2 4 2 においてミニスロットの数が許されているミニスロットの最小の個数 (MIN) より大きい場合、そのフレームの中のミニスロットの数は 1 2 4 3 において k だけ減らされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は 1 だけ増やされる。アップリンクのキューの長さの合計が 1 2 4 0 において高い方のしきい値より大きくないと判定され、アップリンクのキューの長さの合

```

I f ( ( q > H I G H 2 ) && ( i d l e > I D L E _ T H R E S H 1 ) ) {
    I f ( n o _ m i n i > N U M _ M I N I _ M I N ) {
        n o _ m i n i = n o _ m i n i - 2 k ;
        n o _ s l o t s = n o _ s l o t s + 2 ;
    }
}
e l s e i f ( ( q > H I G H 1 ) && ( i d l e > I D L E _ T H R E S H 1 ) ) {
    I f ( n o _ m i n i > N U M _ M I N I _ M I N ) {
        n o _ m i n i = n o _ m i n i - k ;
        n o _ s l o t s = n o _ s l o t s + 1 ;
    }
}
I f ( ( q < L O W 1 ) && ( i d l e < I D L E _ T H R E S H 2 ) ) {
    I f ( n o _ m i n i < N U M _ M I N I _ M I N ) {
        n o _ m i n i = n o _ m i n i + 2 k ;
        n o _ s l o t s = n o _ s l o t s - 2 ;
    }
}
e l s e i f ( ( q < L O W 2 ) && ( i d l e < I D L E _ T H R E S H 2 ) ) {
    I f ( n o _ m i n i > N U M _ M I N I _ M A X ) {
        n o _ m i n i = n o _ m i n i + k ;
        n o _ s l o t s = n o _ s l o t s - 1 ;
    }
}

```

【0 1 1 4】図 1 2 D に示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が 1 2 5 0 において第 1 の高い方のしきい値より大きいと判定され、アイドルのミニスロットのパーセンテージが 1 2 5 1 において第 1 のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アイドルのミニスロットのパーセンテージが 1 2 5 1 において第 1 のアイドルしきい値より大きいと判定され、そしてミニスロットの数が 1 2 5 2 において許されているミニスロ

48

ットが 1 2 4 4 において低い方のしきい値より小さいと判定され、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが 1 2 4 5 において第 2 のアイドルしきい値より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アイドルのミニスロットのパーセンテージが 1 2 4 5 において第 2 のアイドルしきい値より小さいと判定され、ミニスロットの数が 1 2 4 6 において許されているミニスロットの最大の数 (MAX) より小さいと判定された場合、そのフレームのミニスロットの数は 1 2 4 7 において k だけ増やされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は 1 だけ減らされる。

【0 1 1 3】予約ミニスロットの数を動的に調整するための方法 4 のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図 1 2 D のフローチャートの中で図式的にも示されている。

ットの最小個数より大きいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は 1 2 5 3 において 2 k だけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は 2 だけ増やされる。アップリンクのキューの長さの合計が 1 2 5 0 において第 1 の高い方のしきい値より大きくないと判定され、アップリンクのキューの長さの合計が 1 2 5 4 において第 2 の高い方のしきい値より大きいと判定され、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが 1 2 5 5 において第 1 のアイドルしきい値より大

きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アイドルのミニスロットのパーセンテージが 1 2 5 5 において第 1 のアイドルしきい値より大きいと判定され、そしてミニスロットの数が 1 2 5 6 において許されているミニスロットの最小個数より大きいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は 1 2 5 7 において k だけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は 1 だけ増やされる。

【0 1 1 5】図 1 2 D の方法において、アップリンクのキューの長さの合計が 1 2 5 0 において第 1 の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして 1 2 5 4 において第 2 の高い方のしきい値より大きくないと判定されたが、1 2 5 8 において第 1 の低い方のしきい値および 1 2 6 2 において第 2 の低い方のしきい値の両方より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アップリンクのキューの長さの合計が 1 2 5 4 において第 2 の高い方のしきい値より大きくないと判定され、1 2 5 8 において第 1 のしきい値より小さくないと判定されたが、1 2 6 2 において第 2 の低い方のしきい値より小さくないと判定され、アイドルのミニスロットのパーセンテージが 1 2 6 3 において第 2 のアイドルしきい値より小さいと判定され、そしてミニスロットの数が 1 2 6 4 において許されている最大の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は 1 2 6 5 において k だけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は 1 だけ減らされる。

【0 1 1 6】アップリンクのキューの長さの合計が 1 2 5 4 において第 2 の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして 1 2 5 8 において第 1 の低い方のしきい値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが 1 2 5 9 において第 2 のアイドルのしきい値より小さいと判定され、そしてミニスロットの数が 1 2 6 0 において許される最大の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は 1 2 6 1 において $2k$ だけ増やされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は 2 だけ減らされる。

【0 1 1 7】モデムからのアップリンクのバンド幅要求に対する応答における AP の役割は、それらが純粹の予約ミニスロットの中、あるいはビギーバックの形式で到着したかどうかにかかわらず、高いバンド幅効率を卓越したサービスの品質 (QoS) の管理との間のバランスを実現するためにアップリンクの送信を制御することである。一定ビット・レート (CBR) のトラヒックに対する QoS の条件は極端に重要であって厳しいが、それらは比較的従来のデータ・トラヒックに対して自由である。したがって、AP におけるバンド幅割り当ての方式の 1 つの目標は、高度な統計的マルチプレキシングを実現するためにこれらの多様な QoS 要求条件を利用すること

である。AP がダウンリンクのトラヒックを各種の接続からどのように送信すべきかを決定するために、AP はダウンリンクのスケジューリング・システムを必要とする。同様に、関連付けられた無線モデムからのアップリンク送信を調整するために、AP は各無線モデムのアップリンク送信の機会をスケジューリング・システムを必要とする。そのスケジューリング・システムはラウンドロビン、厳格な優先順位またはファースト・カム・ファースト・サーブのアルゴリズムなどの単純なものであってもよいが、あるいは公平キューイングのアルゴリズムなどの、より複雑なものとすることもできる。前に説明されたように、すべて公平キューイングにおける変形版である多くのスケジューラが提案されてきている。

【0 1 1 8】アップリンクのスケジューリング・システムはダウンリンクのスケジューリング・システムと必ずしも同じでなくてもよいが、単純な実施形態の場合、同じものを選定することができる。明らかに、スケジューリング・システムはエンド・ユーザに対してサービスの品質を提供することが望まれる。ATM ネットワークの場合のように、異なるアプリケーションの多様な QoS ニーズに対応するために、異なるサービス・クラスを定義することができる。可能なサービス・クラスとしては一定ビット・レート (CBR)、リアルタイムおよび非リアルタイムの変動ビット・レート (RT VBR、NRT VBR)、無指定ビット・レート (UBR)、および利用可能ビット・レート (ABR) などがある。異なるサービス・クラスの QoS の条件を満たすためには、バンド幅およびバッファ・リソースを割り当てるための、静的な優先順位付けを必要としない方法であることが必要である。

【0 1 1 9】無線モデムが地理的に分散されている場合において、ダウンリンクおよびアップリンクのスケジューリングを AP が実行するために、すべての送信キュー (すなわち、有線および無線のホストの両方に対する送信キュー) を完全に見ることができる唯一のロケーションである基地局に対して、無線モデムが関連の情報を渡すためのメカニズムが必要である。アクセス・ポイントに関連付けられているすべてのホストに対してサービス・タグを計算するための方法が少なくとも 2 つある。これらの方法においては、関連付けられている無線モデムが通信している有線ホストはそのアクセス・ポイントに永久的に関連付けられていると仮定される。1 つの方法においては、基地局はそのシステムのバーチャル・タイムおよびサービス・クラスの割り当てられているシェアを各無線モデムに対してブロードキャストすることができる。次に、各無線モデムは自分自身のサービス・タグを計算し、それについてデータ送信におけるアクセス要求パケットまたはビギーバックによって基地局に知らせる。代わりに、無線モデムは自分のキューのサイズ

を基地局に単純に知らせる（ふたたびアクセス要求パケット経由で、あるいはデータ送信におけるビギーバックリングによって）ことができ、そして基地局は有線のホストに対するもの以外に、各基地局に対するサービス・タグを計算することができる。第2の方法はダウンリンクのバンド幅の利用の面で、より効率的である。というのは、基地局は割り当てられているサービス・シェア（動的に変化し得る）を各無線モデムに対して送信する必要がないからである。

【0120】第1の方法の一実施形態が図15Aに示されている。基地局はシステムのバーチャル・タイムを1510においてリモート・ホストに対してブロードキャストする。各リモート・ホストはサービス・タグの値を1515において新しく到着したパケットのそれぞれに対して計算し、次に1520においてそのうちの最初のタグの値を基地局へ送信する。送信許可が、1530においてそのリモート・ホストから受け取られたサービス・タグの値および利用できるデータスロットに基づいて、基地局において割り当てられる。送信許可が1540においてリモート・ホストに対してブロードキャストされ、そして次にそのパケットが、1540においてその送信許可によって指定された順序でリモートから受信される。1545においてパケットが消失しているか、あるいはエラーで受信された場合、それを送信しているリモートはAPによる通知を通して、あるいはAPの応答からのACKを受信するのに失敗したことを通してのいずれかによって、この問題について気付かされる。次に、その送信しているリモートは1550において自分のキューに入っているすべてのサービス・タグの値を、送信が失敗したパケットを含めて再計算する。この手順は1555においてすべてのスケジュールされたパケットが検査されたと判定されるまで継続し、その後、システムがふたたび1510において現在のバーチャル・タイムをブロードキャストする。

【0121】第2の方法の一実施形態が図15Bに示されている。パケットのカウントが1560において各リモート・ホストから基地局へ送信され、各パケット・カウントは固定サイズのパケットの数、あるいはリモート・ホストから基地局へ送信されるべき可変長パケットの長さのいずれかを表している。基地局は1565において各リモート・ホストに対してサービス・タグの値を計算し、1530において、リモート・ホストもサービス・タグおよび利用できるデータスロットに基づいて送信許可を割り当て、その送信許可を1535においてリモートに対してブロードキャストする。パケットが1540において、その送信許可によって送信された順序で、リモートから受信される。パケットが消失したか、あるいはエラーで受信されたことが1545によって判定された場合、APは1570においてそのリモート・ホストに対するサービス・タグの値を再計算する。この手順

は1555においてすべてのスケジュールされたパケットが調べられたことが判定されるまで継続し、その後、リモート・ホストは1560においてそれぞれのパケット・カウントを基地局に対して送信する。

【0122】図15AおよびBの方法において、送信されたパケットが消失していた場合、基地局（アクセス・ポイント）または無線モデムは、現在のシステムのバーチャル・タイムに基づいてキューに入っているすべてのパケットに対して新しいサービス・タグの値を再計算する。代わりの実施形態においては、APまたは無線ノードはパケットのキューおよびラインのヘッ드의タグを維持する。この方式においては、パケットが消失していた場合、ラインのヘッ드의タグだけが必要である。ラインのヘッ드의パケットが正常に送信されると、キューに入っている残りのパケットが正しいタグ（再計算されたラインのヘッド・タグ+適切なインクリメント）を自動的に受信する。この代替実施形態は使用するCPUの数が少ないという利点がある。ポーリングのシステムにおける再送信は一般的にR. カウツの「無線のATMネットワークに対する分散型のセルフクロック型公平キューイング・アーキテクチャ」1997年のInternational Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications（パーソナル室内および移動無線通信に関するシンポジウム）の中で説明されている。しかし、カウツはパケットが消失したときのタグの値を再計算するための本発明の技法については説明していない。

【0123】パケットが失われた後のサービス・タグを再計算するための方法は、そのような消失がよく発生する無線システムにおいて非常に重要であることは明らかである。半二重方式の場合、アクセス・ポイントにおけるアップリンクおよびダウンリンクのキューの両方が、それらが同じバンド幅を共有しているかのように、すなわち、システムのバーチャル・タイムが1つだけしかないかのように管理される。全二重方式の場合、アップリンクおよびダウンリンクのトラヒックに対して別々のシステム・バーチャル・タイムを使うことができる。また、ダウンリンクの送信のためにリモート・ホストが1つまたはそれ以上の別々のグループに分割され、各グループは異なる優先度および異なるシステム・バーチャル・タイムを受信することが望ましい。モデムがその初期アクセス要求に対するアクノレジメントを受信すると、そのモデムはAPから送信許可を受信するまで待つ。モデムがパケットを送信するたびに、それは自分のバッファの中にパケットが残っているかどうかを示す。このビギーバックリングはモデムに対する競合のないバンド幅予約として役立つ。

【0124】サービス・タグの計算が図16に示されている。先ず最初にAPは1610において各ノードが割

り当てたサービス・シェアに基づいてサービス・タグのインクリメントを計算する。次に、各ノード・パケットには 1 6 1 2 において適用可能な公平キューイングのアルゴリズムに従ってサービス・タグが割り当てられる。次にパケットが 1 6 1 4 においてその割り当てられたサービス・タグの順番に従ってサービスされる。1 5 1 6 において、パケットが以前にキューが空であったノードから到着した場合、その新しく送信しているノードのパケットには 1 6 1 8 において現在サービス中のパケットのタグ+そのノードのサービス・タグ・インクリメントから開始してサービス・タグが割り当てられる。1 6 2 0 においてパケットの送信においてエラーが発生したと判定された場合、そのパケットのサービス・タグは 1 6 2 2 において現在のタグ+そのノードに対するサービス・タグのインクリメントの値に再割り当てされる。次に、そのノードに対する残りのパケットが 1 6 2 2 において新しいサービス・タグを受け取り、それは前のサービス・タグにそのノードのサービス・タグのインクリメントを加えた値となる。これはそのノードに対するすべてのサービス・タグの直接再計算によるか、あるいは存在している場合はラインのヘッダのタグの再計算によるかのいずれかによって行うことができる。ラインのヘッダのタグの場合、そのラインのヘッダのパケットが正常に送信されると、キューに入っているそのノードに対する残りのパケットは、次に正しいタグを自動的に受信する。他のすべてのノードのサービス・タグはこのノードに対するパケットの再送信によって影響されないままになることに留意されたい。これは他のノードによって経験される Q o S が影響されないことを意味している。

【0 1 2 5】本発明の 1 つの態様のこの好適な実施形態において、アクセス・ポイントが関連付けられているすべての無線モデムに対して送信許可を送る順序は、上記のセルフクロック型公平キューイングのアルゴリズムに基づいている。アクセス・ポイントが各種のダウンリンク・コネクションにサービスする順序も、セルフクロック型の公平キューイングのアルゴリズムに基づいている。たとえば、システムは 1 6 ユニットおよび 3 セッションの容量を持ち、そのセッション ID は 1、2、3 であり、そしてそのセッション共有は $r_1=1$ 、 $r_2=2$ 、そして $r_3=3$ とそれぞれすることができ。計算を簡単にするためにどのセッションの長さも常に $L=8$ であるとした場合、各パケットは送信されるのに 0.5 タイム・ユニット掛かる。その時、サービス・タグのインクリメント、すなわち、 L/r_i はセッション 1、2、および 3 に対してそれぞれ 8、4、および 2 である。時刻 t においてセッション 1 が 4 つのパケットを含み、セッション 2 が 8 個のパケットを含み、そしてセッション 3 は $t=3$ までに滞貨がなくなる場合、式 (1) に従って、セッション 1 のパケットはサービス・タグ 8、1 6、2 4、および 3 2 を受け取る。同様に、セッション

2 のパケットはサービス・タグ 4、8、1 2、1 6、2 0、2 4、2 8、および 3 2 を受け取る。

【0 1 2 6】図 9 A は時刻 $t=0$ におけるこの例のパケットのサービス・タグを示している。サービス・タグ 8 9 0 2、サービス・タグ 1 6 9 0 4、サービス・タグ 2 4 9 0 6、およびサービス・タグ 3 2 9 0 8 を伴ったセッション 1 のパケットは、セッション 2 からのパケット 9 1 2、9 1 4、9 1 6、9 1 8、9 2 0、9 2 2、および 9 2 4 とインターリーブされる。サービス・タグ 4 を有しているセッション 2 からのパケット 9 1 0 が現在サービス中である。

【0 1 2 7】図 9 B はセッション 3 からパケットが到着する直前の、時刻 $t=3$ における残りのキューに入っているパケットのサービス・タグを示している。サービス・タグ 2 0 を備えているセッション 2 からのパケット 9 1 8 が現在サービス中である。図 9 C はセッション 3 から 9 個のパケット 9 3 0、9 3 2、9 3 4、9 3 6、9 3 8、9 4 0、9 4 2、9 4 4 および 9 4 6 が到着した直後の、時刻 $t=3$ におけるパケットのサービス・タグを示している。セッション 3 の最初のパケット 9 3 0 に対するサービス・タグは 2 2 から始まることに留意されたい。というのは、そのパケットが到着したとき、その時点でサービスされていたパケットのサービス・タグが 2 0 であったからである。したがって、サービス・タグのインクリメントが 2 である場合、セッション 3 の最初のパケット 9 3 0 はサービス・タグ 2 2 を受け取ることになる。したがって、セッション 3 からのそれ以降のサービス・タグは 2 4、2 6、2 8 である。

【0 1 2 8】図 9 D は時刻 $t=4.5$ におけるキューに入っている残りのパケットのサービス・タグを示している。セッション 1 からのサービス・タグ 2 4 を伴ったパケット 9 0 6 の送信がエラーになっている。したがって、アクセス・ポイントは、送信される必要があるこのパケット 9 5 0 に対して 3 2 の新しいサービス・タグを再計算する。また、アクセス・ポイントはセッション 1 からの残りのパケットのサービス・タグも再計算する。それはこのケースにおいて他のパケット 9 5 2 (図 9 C の中の 9 0 8) 1 つだけに影響し、パケット 9 5 2 は 4 0 の新しいサービス・タグを受け取る。このように、特定のセッションからの 1 つのパケットの再送信は他のセッションのサービスの品質に影響しない。

【0 1 2 9】リモート・ホストの PC がデータ・サービスを受けたいとき、それは接続メッセージを無線モデムに対して送信する。このメッセージを受信すると、無線モデムは AP から絶えず送信されているブロードキャスト・フレームを監視する。ビーコン・メッセージはこのブロードキャスト・フレームの一部であり、タイミング情報、このネットワークの ESS-ID、その AP の BSS-ID、競合スロットに関する情報、AP の負荷測定度などを提供する。次に、その無線モデムは自分が関連

付けたいAPを選定し、MAC層関連付け要求フレームを送信する。関連付け要求フレームは競合モードで送信されるので、衝突が発生する可能性がある。無線モデムはそのAPからの関連付け応答フレームを受信しなかった場合、関連付け要求フレームを再送信する必要がある。最大回数だけ試行した後、その無線モデムは接続失敗メッセージをリモート・ホストのPCに対して送信し、その無線モデムがこの時点においてAPに関連付けることができないことを示す。

【0130】無線モデムからの関連付け要求フレームを受け取ると、APはその無線モデムを正しく認証した後、ステータス・コードが「成功(s u c c e s s f u l)」である関連付け応答フレームをそのモデムに対して送信する。認証はネットワーク層において行われる。ユーザがその無線モデムを経由して接続を要求すると、接続要求がアクセス・ポイントによって無線ハブに対して転送される。次に、その無線ハブはそのユーザを認証する。そのユーザが正しく認証された場合、ユニークな接続・クッキーが無線ハブからそのアクセス・ポイントに対して提供される。同じユーザからの異なる接続に対して異なるQoSを提供することが望ましい場合、異なる接続・クッキーが同じユーザに対して割り当てられる。同様に、異なるユーザに対して異なるQoSを提供することが望ましい場合(同じ無線モデムからのものであり得る場合においても)、各ユーザには異なる接続・アイデンティティが与えられる。

【0131】その無線モデムが正常に認証されなかった場合、該当の理由コードが付いた関連付け応答フレームが送信される。関連付けに失敗したことに対する可能な異なる各理由をカバーするために、異なる理由コードを定義することができる。MAC層のレジストレーションをネットワーク層のレジストレーションと組み合わせたい場合、その関連付けの要求フレームはAPがネットワーク層のレジストレーション・パケットをその要求している無線ハブに対して送信することができるために十分なログイン情報を含んでいる必要がある。この場合、APは無線ハブからそれ以上の応答を受信するまで、その関連付け応答フレームを送信しない。

【0132】MAC層のレジストレーションがネットワーク層のレジストレーションと組み合わせられない場合、APはその関連付けの応答フレームを送信する前に、無線ハブに対してMAC層のレジストレーションを中継することができる。MAC層のレジストレーションとネットワーク層のレジストレーションの分離は、そのネットワーク・ソフトウェアが他の物理的実装に対して再使用可能であることが望ましい場合に有用である。また、異なるユーザが異なる接続要求を行うために同じ無線モデムを使っている場合、その無線モデムは1つのMAC層のレジストレーションだけを行うために必要とな

る可能性があるが、複数のネットワーク層のレジストレーションを行う必要も依然としてあり得る。各無線モデムごとにユーザが一人だけしかない場合、MAC層のレジストレーションとネットワーク層のレジストレーションとを組み合わせることは、レジストレーション・プロセスの間のエアリンク・フレームの数を減らすのに役立つ。

【0133】リモート・ホストのPCから再接続メッセージを受信すると、無線モデムは次の手順を経由してアクセス・ポイントに再度関連付けを行う。

1. その無線モデムは再関連付け要求のフレームをアクセス・ポイントに対して送信う。
2. その再関連付け応答フレームが「成功」のステータス・コードで受信された場合、その無線モデムは再接続成功のメッセージをPCに対して送信する。
3. 再関連付け応答フレームが「成功」以外のステータス・コードで受信された場合、その無線モデムは再接続失敗のメッセージをPCに対して送信する。アクセス・ポイントは局の再関連付けをサポートするために、次のように動作する。

【0134】1. 再関連付け要求フレームが1つの局から受信され、そしてその局が認証されているときは常に、アクセス・ポイントは「成功」を意味しているステータス値で再関連付け応答を送信する。

2. ステータスの値が「成功」であった場合、その局に対して割り当てられる接続・クッキーがその応答の中に含まれている。

3. その再関連付けが成功であったとき、アクセス・ポイントはそのMACフィルタ・テーブルを適宜更新する。また、アクセス・ポイントは無線ハブにこの再関連付けについて知らせる。

4. 再関連付け要求が成功しなかった場合、アクセス・ポイントはその無線モデムに対して該当の理由コードを付けて再関連付け応答を送信する。

【0135】何らかの理由で、PCまたはアクセス・ポイントのいずれかが相手側との関連付けを解除したい場合、接続解除要求フレームが送信される。PCは切り離しメッセージを無線モデムに対して送信し、アクセス・ポイントに対して切り離し要求フレームを送信するよう無線モデムをトリガする。そのアクセス・ポイントはPCによって起動された切り離し動作の成功または失敗を示す切り離し応答フレームによって応答する。無線モデムは切り離し応答メッセージ経由でこの応答をPCに対して中継して戻す。

【0136】過負荷状態、あるいは他のユーザに対してより高い優先度が与えられたときなどのいくつかの状況下において、アクセス・ポイントは以前にそのアクセス・ポイントに関連付けられた特定の無線モデムの関連付けを解除する必要がある。その場合、そのアクセス・ポイントは関連付け解除の要求メッセージをその無線

モデムに対して送信する。その無線モデムは関連付け解除の応答フレームによってアクセス・ポイントに対して応答し、そしてその関連付け解除のメッセージを、その無線モデムに対して付加されているすべてのPCに対して中継する。また、アクセス・ポイントは無線モデムを経由してPCに対して中継される切り離し要求メッセージを経由して、特定の接続を切り離すこともできる。2台以上のPCをサポートする無線モデムの場合、無線モデム全体をディスエーブルしたい場合でない限り、関連付け解除要求メッセージは使用されない。

【0137】無線モデムが通信できるアクセス・ポイントのリストに基づいて、無線モデムは次の基準（番号の小さいほど優先順位が高い）を最もよく満たすAPを選定することによって、どのAPと関連付けるかを決定する。

1. 信号対妨害比、RSSIおよびSNRが最良である。
2. 負荷が最も少ない（すなわち、等価な関連付けられているユーザの数が最小である）。
3. 通信するのに必要な電力が最小である。

【0138】アップリンク／ダウンリンクの送信時間比は動的に調整することができる。これを実装するための1つの方法はアップリンクのデータ送信の上にビギンバックされている「more」ビットまたはアップリンク・キューのサイズの情報を利用する。そのセル／セクタの内部で現在アクティブであるすべてのリモート・ノードからこの情報を受け取ると、アクセス・ポイントはアップリンク／ダウンリンクのキュー・サイズの合計に関する完全な情報を有することになり、そしてこの情報を使って、合計のアップリンク／ダウンリンクのキュー・サイズ情報に基づいてアップリンク／ダウンリンクの比を動的に調整することができる。これを行うための1つの単純な方法は、しきい値ベースの技法を使う方法である。アップリンク／ダウンリンクの合計のキュー・サイズ比が k_1 以下に下がると、アクセス・ポイントはアップリンク／ダウンリンク比を s_1 に設定し、アップリンク／ダウンリンクのキュー・サイズの比が k_2 （ $k_2 > k_1$ ）を超えて増加すると、アクセス・ポイントはアップリンク／ダウンリンク比を s_2 （ $s_2 > s_1$ ）に設定する。現時点では、トラヒックのキャラクター化は4:1の比率が適切であることを示しているように思われる。

【0139】図10に示されているように、フレーム1010は4つの予約ミニスロット1012、2つのアップリンク・スロット1020、3つのダウンリンク・スロット1030、およびビーコン・メッセージ1040を含んでいる。ビーコン・メッセージ1040は合計のスロット数および次のフレーム1050の中に存在することになるダウンリンク・スロットの数を指定している情報を含んでいる。フレーム1050はこの情報を反映

して、同じ数の予約ミニスロット1012（4）を含んでいるが、アップリンクのスロット1020の数は3であり、そしてダウンリンクのスロットは1030の数は2であり、その他に、次のフレームに対するアップリンク／ダウンリンクの送信時間比などを規定している新しいビーコン・メッセージ1060を含んでいる。

【0140】PCのフロー制御のために、無線モデムは各方向（アップリンク／ダウンリンク）に対するバッファの占有度の高い方のしきい値および低い方のしきい値を設定し、そしてバッファの占有度を監視する。アップリンク・トラヒックに対するバッファの占有度が高い方のしきい値に達すると、フロー制御信号（Xoff）が無線モデムからPCに対して送られる。アップリンク・トラヒックに対するバッファの占有度が低い方のしきい値以下に落ちると（以前に高い方のしきい値を超えた後）、無線モデムは「Xon」信号をPCに対して送る。ダウンリンク・トラヒックに対するバッファの占有度が高い方のしきい値に達すると、無線モデムはメッセージをアクセス・ポイントに対して送る時点で、フレーム制御フィールドの中にあるXon/Xoffのビットを「オン」にセットする。送られるべきアップリンク・フレームがない場合は長さ0のメッセージが送られる。そのようなフレームは高い優先度の制御フレームと考えられる。

【0141】周波数分割半二重伝送バージョンの場合、無線モデムおよびアクセス・ポイントはアップリンクおよびダウンリンクのメッセージの両方をバッファするためのメモリを維持する。周波数分割全二重伝送バージョンの場合、APはアップリンクおよびダウンリンクのメッセージの両方に対する1つのバッファを維持する。代表的なバッファ・サイズはFDHDの場合はモデムおよびAPにおいて100kバイトとなり、FDDの場合はAPにおいて200kバイトとなる。無線モデムのバッファは、通常、ダウンリンクとアップリンクのトラヒックの間で $k_1:1$ の比率に区画化される。

【0142】アクセス・ポイントのバッファもダウンリンク・トラヒックとアップリンク・トラヒックの比の $k_2:1$ に区画化される。ふたたび、トラヒックのキャラクター化は4:1（ダウンリンクの容量がアップリンクの容量の4倍大きい）のが適切であることを示唆しているように見える。ダウンリンクのバッファ占有度が高い方のしきい値に達すると、アクセス・ポイントは「Xoff」メッセージを無線ハブに対して送る。ダウンリンクのバッファの占有度が低い方のしきい値に達すると（高い方のしきい値を以前に超えた後）、それは「Xon」メッセージを無線ハブに対して送る。アップリンクのバッファの占有度が高い方のしきい値に達すると、アクセス・ポイントは次のブロードキャスト・フレームを関連付けられているすべての無線モデムに送る時点で、そのフレーム制御フィールドの中の「Xon」ビ

ットをセットする。アップリンクのバッファの占有度が低い方のしきい値に達すると（高い方のしきい値を以前に超えた後）、アクセス・ポイントは次のブロードキャスト・フレームを送信する時点で、そのフレーム制御フィールドの中の「X o f f」ビットをクリアする。さらに、もっと高度なフロー制御方式がアクセス・ポイントによって使われ、各無線モデムのバッファの占有度（両方の方向における）についての追跡管理が行われ、そしてアップリンク・バッファの高い方のしきい値違反の場合は特定の無線モデムに対して X o n / X o f f の M A C フレームが送信され、あるいはダウンリンク・バッファの高い方のしきい値違反の場合は、該当のコネクション I D が無線ハブに対して知らされる。

【0 1 4 3】本発明の 1 つの態様は許可制御をサポートできることである。P C のユーザが無線モデム経由で接続要求をサブミットすると、その接続要求がネットワーク層のレジストレーション・メッセージに変換され、そのメッセージがエアリンクを経由して A P に対して送信される。A P はこの新しい接続要求を許可するかどうかを決定する必要がある。許可制御の技法は、許可されるコネクションの合計数が最大数より小さい場合にどの新しい接続要求も許可するような、単純なものとすることができる。しかし、単純な許可制御技法はすべての許可されたユーザに対してサービスの品質を保証することができず、結果としてバンド幅の利用率を高めることはできない。

【0 1 4 4】したがって、単純な方式よりは他の許可制御技法の方が良い場合がある。特定の許可制御プログラムはいくつかの技法の組合せを利用することさえできる。たとえば、各接続要求が遅延の条件、バンド幅の条件、およびトラヒック・ディスクリプタを指定している場合、A P は先ず最初にその新しいコネクションを許可することによって既に許可されているコネクションのサービスの品質が満足されなくなるかどうかを判定するために、各種の性能測定（たとえば、消費される合計のバンド幅、平均の遅延時間）を計算することができる。その新しいコネクションを許可しても、既に許可されているすべてのコネクションのサービスの品質が維持される場合、その新しいコネクションは許可される。そうでない場合、その新しい接続要求は拒否される。K. M. レーゲ (R e g e) の「ATM に対する等価バンド幅および関連の許可基準 - 性能の調査」 (E q u i v a l e n t B a n d w i d t h a n d R e l a t e d A d m i s s i o n C r i t e r i a f o r A T M S y s t e m s) I n t e r n a t i o n a l J o u r n a l o f C o m m u n i c a t i o n S y s t e m s, 第 2 巻、1 8 1 ~ 1 9 7 ページ (1 9 9 4) に記述されている等価のバンド幅関連の許可技法は、無線環境におけるこの問題を処理するための小修正を行うことによって使うことができる。たとえば、レーゲはバ

ンド幅の条件が 1 つだけしかなく、そして Q o S の条件の組が 1 つだけしかないと仮定している。ここで、アップリンク／ダウンリンクのための複数のバンド幅要求および異なる Q o S 条件をサポートするためにレーゲの方法が拡張される。無線モデムと A P との間の無線距離および、したがって、経験される可能性のある F E R に基づいてバンド幅要求に対する調整もサポートされる。

【0 1 4 5】別の例においては、各接続要求は必要な平均ビット・レートおよびトラヒックのバースト性ファクタを指定する。A P は或る期間の間、両方向において各コネクションによって送信されるバイトの数に関する情報を収集する。また、A P は両方向におけるコネクション・トラヒックに対するバースト性ファクタも測定する。この測定された情報に基づいて、A P は両方向（アップリンク／ダウンリンク）における潜在的な平均コネクションのビット・レートおよび各コネクションのバースト性ファクタを求めることができる。次に、A P は許可されているコネクションの等価な数を計算する。新しい接続要求が到着すると、A P は、許可されているコネクションの新しい等価個数が指定のしきい値を超えるかどうかを計算する。しきい値を超過した場合、その接続要求は拒否される。そうでない場合、それは受け入れられる。

【0 1 4 6】測定される量は妨害に関連している各種の測度であってよい。これがバンド幅リミットのシステムではなく、妨害リミットのシステムであった場合、その新しいコネクションが許可されるべきかどうかを知るために、A P はその測定された妨害に基づいて各リモート・ホストに対するフレーム・エラー・レート (F E R) の測度を測定する。無線ネットワークにおける測定された量に基づいて、新しいコネクションを許可するためのこの方法の一実施形態が図 2 0 に示されている。アップリンクのフレーム・エラー・レート、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートが、2 0 1 0 において各リモート・ホストに対する基地局において測定される。ダウンリンクのフレーム・エラー・レート、ダウンリンクの平均ビット・レート、ダウンリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートが、2 0 1 5 において各許可されているリモート・ホストにおいて測定され、次にダウンリンクの F E R が 2 0 2 0 において基地局へ送られる。この手順は 2 0 2 5 において継続され、現在許可されているすべてのリモート・ホストがそれぞれの F E R の測定値を基地局に対して送ることができる。そのリポーティングのプロセスは定期的、あるいはトリガ型のいずれかとしてすることができる。1 つの代替実施形態においては、各リモートはダウンリンクの平均ビット・レート、トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートも基地局に対して送る。

【0147】そのコネクションの平均の、およびピークのビット・レート、トラフィックのバースト性ファクタ、および各コネクションのパケット消失レートに基づいて、等価バンド幅が2030において各リモート・ホストに対して基地局において計算される。これらの計算はリモート・ホストから受信される新しい情報から絶えず交信され、2040において既に許可されているコネクションの等価な数を計算するために基地局によって使われる。新しいコネクションが2045において要求されている場合、基地局はその要求されているコネクションによって要求されている平均レートおよびパケット消失レートの効果を等価バンド幅に基づいて考慮し、2050において許可されているすべてのコネクションのサービスの品質が、その新しいコネクションが許可された場合でも維持できるかどうかを2050において計算する。2055においてQoSが維持できると判定された場合、その新しいコネクションは2060において許可され、そうでなかった場合、その新しいコネクションは2065において許可を拒否される。

【0148】厳格な使用の優先度許可基準も実装することができる。たとえば、2つのユーザ優先度クラス、すなわち、クラス1およびクラス2がある場合、システムは低い方の優先度クラス2のユーザを最大 K_1 だけ許可し、ユーザの合計数を M ($M \geq K_1$) とすることができる。APがクラス1の新しいユーザの1つから接続要求を受け取ると、現在の関連付けられているユーザの数、 k_m に基づいて決定を行う。 $k_m \leq M$ の場合、クラス1の新しいユーザを許可する。そうでない場合、クラス2のユーザのどれかを切り離すことができるかどうかをチェックする。切り離すことができる場合、APはクラス2のユーザの1つを切り離し、そして新しいクラス1のユーザを許可する。

【0149】この使用優先度許可方式においては、低い方の優先度のユーザを許可するための2つの方法がある。システム性能の条件が、低い方の優先度のユーザが許可された後、切り離すのが適切であるようになっている場合、低い方の優先度のユーザは関連付けられているユーザの合計数が M より小さい場合に限って許可される。しかし、クラス1の新しいユーザが現われた場合、APはそのクラスの新しいユーザを許可するために既に許可されているクラス2のユーザのうちの1つに対して切り離しメッセージを送ることになる。1つの具体例においては「最近使われことが最も少なかったものを選ぶ」(least recently used)技法が、APが切り離すことになる既に許可されているクラス2のユーザを識別するために使われる。

【0150】システムの性能条件が、低い方の優先度のユーザが許可された後で切り離すのが不適切であるような場合、APは次の方法でクラス2のユーザを許可する。 $k_m < M$ であって、その新しいユーザがクラス2の

ユーザである場合、APはクラス2の関連付けられているユーザの数、すなわち、 I_m が、 $I_m < K_2$ であるかどうかを判定する。 $I_m < k_2$ であった場合、クラス2のその新しいユーザが許可される。そうでない場合、クラス2のその新しいユーザは許可されない。この方法は多重優先度クラスに拡張することができる。

【0151】図19は本発明の1つの態様によるリモート・ホストの許可を制御するための、この具体例を示しているフローチャートである。図19の実施形態のネットワークはリモート・ホストの少なくとも2つの優先度クラスをサポートし、そして許可されるリモート・ホストの合計数の最大値、および低い方の優先度のリモートの許可される数の最大値の両方を有している。基地局が1910においてまだ許可されていないリモート・ホストから接続要求を受け取ると、基地局は1915においてそのホストが高い方の優先度クラスに属しているかどうかを判定する。そうであった場合、許可されているリモート・ホストの数がリモート・ホストの合計数の最大値より少ないと1920において判定された場合、そのまだ許可されていなかった高い方の優先度のホストが1925において許可される。許可されているリモート・ホストの合計数がリモート・ホストの合計数の最大値より小さくないと1920において判定された場合、低い方の優先度クラスの既に許可されているリモート・ホストがないと1930において判定された場合、その要求しているホストは1935において許可を拒否される。1930において既に許可されているホストの1つが低い方の優先度クラスのホストであった場合、そしてそれが許可された時点において切り離し可能であることを示していたと1940において判定された場合、その低い方の優先度のクラスのリモート・ホストは1945において切り離され、その高い方の優先度クラスからの要求しているリモート・ホストを1925において許可することができるようにする。1つの実施形態においては、低い方の優先度クラスのうちの最近使われることが最も少なかったリモート・ホストが切り離されることが好ましい。1910において基地局において受信された接続要求が、低い方の優先度クラスに属しているまだ許可されていないリモート・ホストからの要求であると1915において判定された場合、許可されているリモート・ホストの合計個数が許可可能な最大の数より少ないと1950において判定された場合、そして要求している低い方の優先度のリモート・ホストが処理不十分な状態で切り離されても差し支えないことを示していると1955において判定された場合、その低い方の優先度のホストは1925において許可される。許可されているリモート・ホストの合計数が最大値より小さいと1950において判定された場合、そしてまだ許可されていない低い方の優先度のリモート・ホストが処理途中での切り離しが不適切であることを示していると1955において

判定された場合、その低い方の優先度のリモート・ホストは、既に許可されている低い方の優先度のホストの数が或るしきい値より小さいと1960において判定された場合にのみ、1925において許可される。それ以外の場合、その要求している低い方の優先度のホストは1935において許可を拒否される。これはあたかも、許可されているユーザの合計数が許される最大値より少なくなかったと1950において判定されたかのように行われる。

【0152】この許可制御技法の代わりの実施形態においては、低い方の優先度のクラスのユーザ（たとえば、クラス2のユーザ）は、現在関連付けられているすべてのクラスのユーザの合計数が第2のしきい値より小さかった場合に許可される。その第2のしきい値は普通はその低い方の優先度のクラスの現在関連付けられているユーザの数に部分的に基づいて（第2のしきい値として）いるのではなく、高い方の優先度のユーザに対するしきい値より小さい。この実施形態においては、現在関連付けられているユーザの合計数が Q_i より小さかった場合

（ $Q_{i+1} < Q_i$ および $Q_i = M$ ）、優先度クラス i からの新しいユーザは許可される。

【0153】1つの実施形態においてはAPは各コネクションに対して次の情報を収集する。（i）平均の使用レート、（ii）ネットワークをそのコネクションが最後に使った時刻、（iii）フレーム・エラー・レート、（iv）パケット消失レート。次に過負荷制御の方法によって、このAPは込み合っているときには低い方の優先度のユーザを切り離すことができる。代わりに低い方の優先度のユーザを切り離す代わりに、それらのユーザを負荷の低い近くの他のAPに対してリダイレクトすることができる。

【0154】ダウンリンク／アップリンクのバッファの占有度が高い方のしきい値を超えた場合、そのアクセス・ポイントは、好適な実施形態においては、これが特定のコネクションまたはコネクションのグループによって発生したかどうかを判定する。それが特定のコネクションによって生じた場合、アクセス・ポイントはそのコネクションに対してフロー制御信号を送り、それがさらにデータを送るのを防止する。さらに、そのアクセス・ポイントは割り当てられているバンド幅が可変であることが許せるということをコネクションのセットアップ時に示した任意のユーザに対して割り当てられているバンド幅の共有を減らすことができる。

【0155】多くのコネクションに対するダウンリンク・フレームのエラー・レートの測定値が増加しつつあることが分かった場合、そのAPは他のアクセス・ポイントからの妨害のレベルが増えている可能性がある。許可されているすべてのユーザは一般的に2つのカテゴリーに分類することができる。それらはサービスの中断を許すものと許さないものである。妨害レベルが増加してい

るために込み合っているとき、アクセス・ポイントはサービスの中断を許容する許可されているユーザのクラスを、残りのユーザに対してより多くのバンド幅を割り当てることができるようにするために切り離すことを選択することができる（利用できるバンド幅が増えることにより再送信のための機会を多くすることができる）。

【0156】特定の1つのコネクションだけがそのダウンリンク・フレーム・エラー・レートが高くなってきている場合、そのアクセス・ポイントはその性能が悪化してきているコネクションが高い方の優先度のコネクションである場合に、他のコネクションを切り離すことを選択することができる。たとえば、特定の高い方の優先度のコネクションがそのアップリンクのフレーム・エラー・レートが高くなってきているとき、アクセス・ポイントはその高い方の優先度のコネクションに対してより多くのバンド幅を与えるために、他のユーザを切り離すことができる。関連付けられているすべてのコネクションの大半が、そのアップリンク・フレームのエラー・レートが高くなってきている場合、そのAPは代わりに込み入っている信号を無線ハブへ送り、無線ハブは他のアクセス・ポイントのアクションを調整することができる。それはそれらのアクセス・ポイントが新しいユーザを受け入れ、そして低い方の優先度のユーザを落とすことを禁止するためにこれらのアクセス・ポイントに対して信号を送信することなどによって行うことができる。

【0157】また、短いバースト性のメッセージにおいて突然の増加が発生する機会もあり得る。そのアクセス・ポイントにおけるアップリンクまたはダウンリンクのキューのいずれかにおいて短いパケットが長い間キューの中に積み上げられ、それに対して割り当てられている生存時間の値を超過する場合、それらは捨てられ、結果としてそのアクセス・ポイントにおけるボトルネックを処理するためにパケットの消失レートが増加する。そのような過負荷の状態においては、アクセス・ポイントは優先度の低いいくつかのユーザを一時的に切り離すことを選択することができる。説明された可能なアクションの他の組合せも適切な場合がある。その基地局によって決定される正確な組合せは、そのネットワークの中で観察される特定の込み入った状態によって変わる。

【0158】過負荷制御のための方法の特定の実施形態が図21のフローチャートに示されている。図21において分かるように、アップリンクのフレーム・エラー・レートは2110において、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートに基づいて各リモート・ノードに対して絶えず測定される。同様に、ダウンリンクのフレーム・エラー・レートは各リモート・ホストにおいてダウンリンクの平均ビット・レート、ダウンリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートに基づいて2115において測定され、そ

して次に各 F E R が 2 1 1 0 において基地局に対して送られる。この手順は 2 1 2 5 において継続され、現在許可されているすべてのリモート・ホストが、それぞれの F E R を基地局に対して送ることができる。過負荷状態が存在している場合、フロー制御のメッセージが少なくとも 1 つのリモート・ホストと基地局との間でデータ・フローを制御するために、2 1 3 0 においてフロー制御のメッセージが送られる。生存時間のしきい値を基地局におけるパケットが超過していると 2 1 3 5 において判定された場合、そのパケットは 2 1 4 0 において捨てられ、指定された時間の間フレーム・エラー・レート

のしきい値を、フレーム・エラー・レートが超過していると 2 1 4 5 において判定されたコネクション、およびそれらのコネクションが中断されてもよいことを示したと 2 1 5 0 において判定されたコネクションは 2 1 5 5 において切り離される。

【0 1 5 9】特定のサービスの品質を得るために、各接続要求は次の情報を含む。それらはバンド幅要求、遅延時間の条件、「消失許容／禁止」のタグ、「サービスの中断許可」フラグ、許容できるパケット消失レート、およびピークのデータ・レートから構成されるトラヒック・ディスクリプタ、平均データ・レート、および各方向、すなわち、アップリンクおよびダウンリンクの方向に対する潜在的なバースト性ファクタである。たとえば、遅延の条件が 2 0 m s であって、そして「消失許容」が指定されているコネクションはそれが送信するメッセージ、あるいはそれが受け取ると想定されるメッセージがその無線モデムまたはアクセス・ポイントにおけるキューの中に 2 0 m s 以上の間入っていた場合、そのパケットは捨てられる。そのユーザが遅延条件を指定したが、それを「消失禁止」としてそれ自身を分類する場合、そのユーザに向けられているパケットはバッファのオーバフローが起こるまでは捨てられない。バンド幅の要求、遅延の条件、パケットの消失レート、およびトラヒック・ディスクリプタはすべて許可制御技法の中で使われる。

【0 1 6 0】この分野の技術において知られている任意の方法を使ってデータのセキュリティ機能を実装することができる。1 つの例は米国電気・電子通信学会 (I E E E) の標準規格 8 0 2 . 1 1 の有線のローカル・エリア・ネットワーク (L A N) と等価な方法を採用することである。その有線の等価なプライバシー (W E P) の機能は 8 0 2 . 1 1 の標準規格の中で無線の L A N が不用意に盗聴されることについてオーソライズされたユーザを保護するために定義されている。ペイロードの暗号化はその W E P のオプションがオンになっていない限りオンにはされない。各サービス・プロバイダはユーザ固有のキー以外に、すべてのユーザに対して共有されるキーを割り当てる。そのキーは定期的に変更され、選定されるキーの長さおよびそのキーが変更される頻度によ

てセキュリティの機能が効果的になる。

【0 1 6 1】新しいアクセス制御および許可制御および衝突解決の方式の好適な実施形態が上で説明されているが、これらの実施形態は例を示すことを意図しているだけであり、したがって、限定するものではない。上記の内容に照らして、この分野の技術に熟達した人によって小変更および変形版が作られることはあり得る。したがって、開示されている本発明の特定の実施形態について行われたそのような変更は、特許請求の範囲によって定義されている本発明の適用範囲および精神の範囲内にあることを理解されたい。特許法によって必要とされる詳細および特定性を伴って本発明が記述されてきたが、開封特許状 (L e t t e r s P a t e n t) によって保護されるべき請求および出願の範囲は付属の特許請求の範囲に説明されている。

【図面の簡単な説明】

【図 1】従来の技術のネットワークの概略図である。

【図 2】本発明の 1 つの態様によるネットワークの概略図である。

20 【図 3】本発明の周波数分割半二重方式の実施形態に対するダウンリンクおよびアップリンクのフレーム構造の例を示しているフレーム・ダイアグラムである。

【図 4】本発明の周波数分割半二重方式の実施形態に対するダウンリンクおよびアップリンクのフレーム構造の例を示しているフレーム・ダイアグラムである。

【図 5】本発明の周波数分割全二重方式の実施形態に対する、同期化されたダウンリンクおよびアップリンクのフレーム構造のフレーム・ダイアグラムである。

30 【図 6 A】本発明の 1 つの実施形態による、一般的な M A C 層ダウンリンクのブロードキャスト・サブフレームを含んでいるフレームを示す。

【図 6 B】ブロードキャストまたはマルチキャストのダウンリンク・フレームのフォーマットを示す。

【図 6 C】図 6 B の実施形態に対するビーコン・メッセージのフォーマットを示す。

【図 6 D】図 6 B の実施形態に対する送信許可フォーマットを示す。

【図 6 E】図 6 B の実施形態に対する送信スケジュールのフォーマットを示す。

40 【図 6 F】図 6 B の実施形態に対するブロードキャストまたはマルチキャストのペイロードのフォーマットを示す。

【図 7 A】本発明の 1 つの実施形態による、ダウンリンクのユニキャスト・サブフレームを有している 1 つのフレームを示す。

【図 7 B】本発明の 1 つの実施形態による、ダウンリンクのユニキャスト・データのサブフレームに対するフロー制御フレームのフォーマットを示す。

50 【図 7 C】本発明の 1 つの実施形態による、ダウンリンクのユニキャスト・データのサブフレームに対するデー

タ・フレームのフォーマットを示す。

【図 7 D】ブロードキャストのサブフレームの後に連結されるユニキャストのサブフレームを示す。

【図 8 A】本発明の 1 つの実施形態による、アップリンク送信フレームに対するフレーム・フォーマットを示す。

【図 8 B】図 8 A のフレームの非同期転送領域を示す。

【図 8 C】本発明の 1 つの実施形態による、予約ミニスロットを有しているアップリンク・フレームを示す。

【図 8 D】本発明の 1 つの実施形態による、予約ミニスロットのためのフレーム・フォーマットを示す。

【図 8 E】本発明の 1 つの実施形態による、純粋なアクノレジメント・アップリンク・フレームのためのフレーム・フォーマットを示す。

【図 8 F】本発明の 1 つの実施形態による、純粋なデータ・アップリンク・ユニキャスト・フレームのためのフレーム・フォーマットを示す。

【図 8 G】本発明の 1 つの実施形態による、アクノレジメントとデータ・アップリンク・フレームとの組合せに対するフレーム・フォーマットを示す。

【図 8 H】本発明の 1 つの実施形態による、アクノレジメント、データ、および「残りの (more)」アップリンク・フレームの組合せに対するフレーム・フォーマットを示す。

【図 9 A】本発明の 1 つの実施形態の中で、時刻 $t = 0$ におけるパケットのタグを示している時間ラインを示す。

【図 9 B】図 9 A の例におけるセッション 3 の到着からパケットの直ぐ前の時刻 $t = 3$ におけるパケットのタグを示している時間ラインを示す。

【図 9 C】図 9 A の例において、セッション 3 の到着からの 9 個のパケットの直ぐ後の時刻 $t = 3$ における、パケットのタグを示している時間ラインを示す。

【図 9 D】図 9 A の例において、時刻 $t = 4, 5$ におけるパケットのタグを示している時間ラインを示す。

【図 1 0】本発明の 1 つの実施形態によるアップリンク／ダウンリンク比の動的な調整を示す図である。

【図 1 1】本発明の 1 つの実施形態のページング機能の動作を示す概略図である。

【図 1 2 A】本発明の 1 つの実施形態による、予約ミニスロットの数を動的に変更するために利用できる、異なる方法を示すフローチャートである。

【図 1 2 B】本発明の 1 つの実施形態による、予約ミニスロットの数を動的に変更するために利用できる、異なる方法を示すフローチャートである。

【図 1 2 C】本発明の 1 つの実施形態による、予約ミニスロットの数を動的に変更するために利用できる、異なる方法を示すフローチャートである。

【図 1 2 D】本発明の 1 つの実施形態による、予約ミニスロットの数を動的に変更するために利用できる、異なる方法を示すフローチャートである。

【図 1 3 A】本発明の 1 つの実施形態による、リモート・ホストから見た場合の、総合的な MAC プロトコルの動作を示すフローチャートである。

【図 1 3 B】本発明の 1 つの実施形態による、基地局から見た場合の、総合的な MAC プロトコルの動作を示すフローチャートである。

【図 1 4 A】本発明の実施形態による、3 つの競合解決方法を示すフローチャートである。

【図 1 4 B】本発明の実施形態による、3 つの競合解決方法を示すフローチャートである。

【図 1 4 C】本発明の実施形態による、3 つの競合解決方法を示すフローチャートである。

【図 1 5 A】本発明のバンド幅を共有するための方法の 1 つの実施形態を示すフローチャートである。

【図 1 5 B】本発明のバンド幅を共有するための方法の代わりの実施形態を示すフローチャートである。

【図 1 6】本発明の 1 つの実施形態による、パケット・サービス・タグの割り当てを示すフローチャートである。

【図 1 7】本発明の方法の 1 つの態様に従って、アップリンク・データの送信のためのパワー・レベルの確立を示すフローチャートである。

【図 1 8 A】本発明によるアクセス制御のための方法の 1 つの実施形態を示すフローチャートである。

【図 1 8 B】本発明によるアクセス制御のための方法の代わりの実施形態を示すフローチャートである。

【図 1 9】本発明によるリモート・ホストの許可の制御のための方法の 1 つの実施形態を示すフローチャートである。

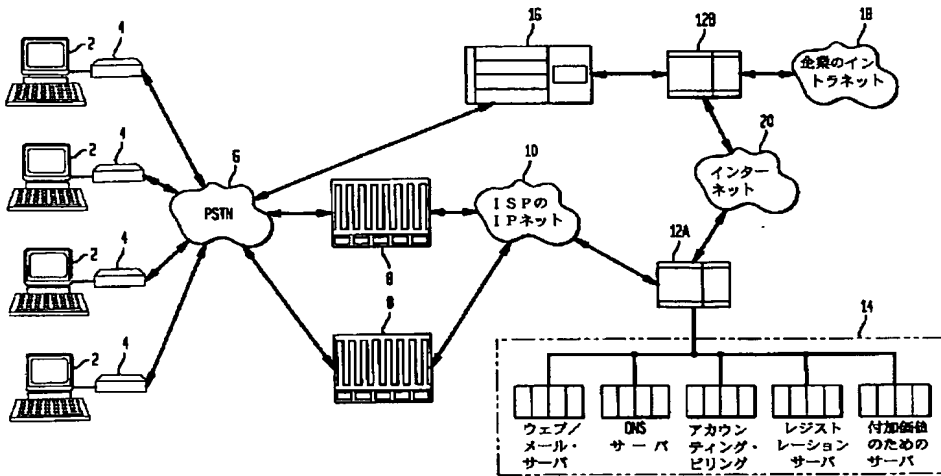
【図 2 0】本発明の 1 つの態様に従って、測定された量に基づいて新しいコネクションを許可する方法の 1 つの実施形態を示すフローチャートである。

【図 2 1】本発明の 1 つの態様に従って、ネットワーク内の過負荷制御のための方法の 1 つの実施形態を示すフローチャートである。

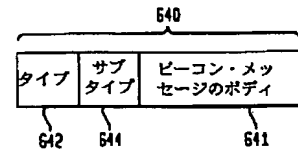
【図 2 2】本発明の公平なキューイングによるオン・デマンド多重アクセス方式のブロック図である。

【図 2 3】本発明の多重アクセス方式の動作を示すフローチャートである。

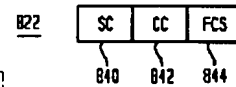
【図 1】



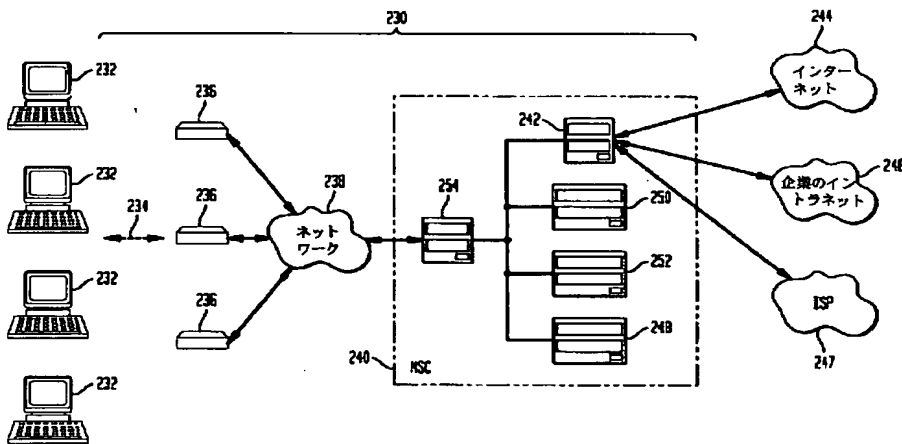
【図 6 C】



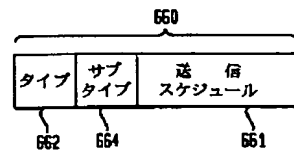
【図 8 D】



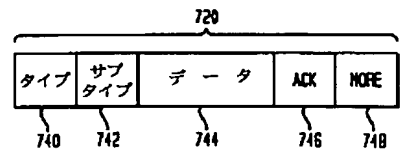
【図 2】



【図 6 E】

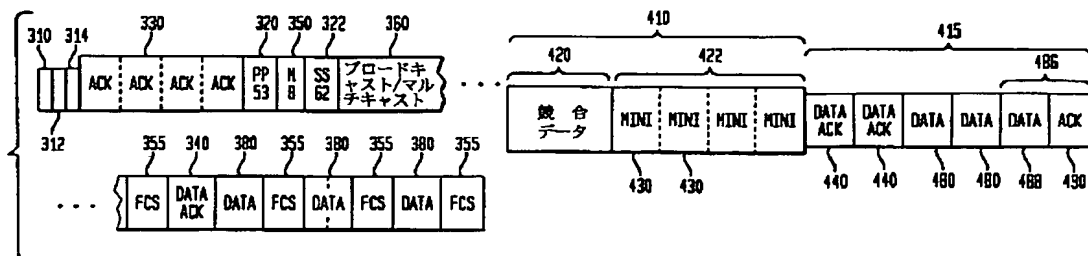


【図 7 C】



【図 3】

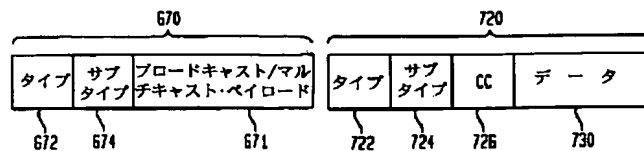
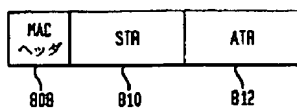
【図 4】



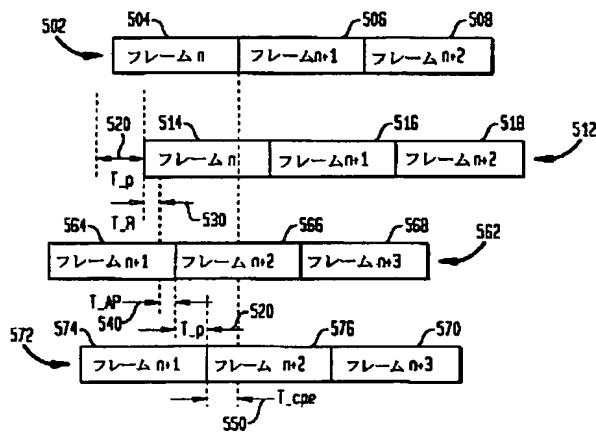
【図 6 F】

【図 7 B】

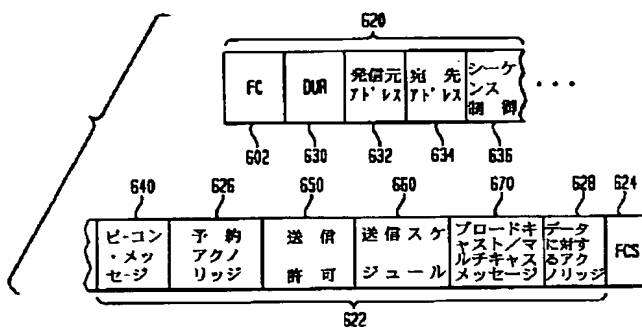
【図 8 A】



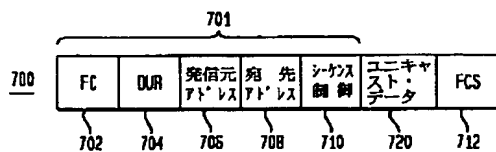
【図 5】



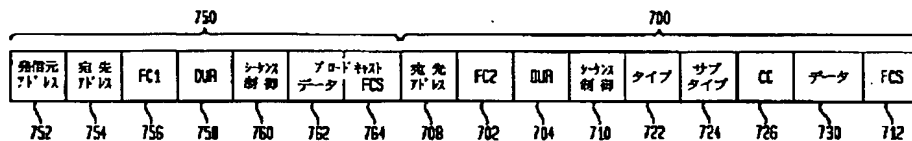
【図 6 B】



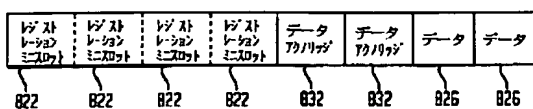
【図 7 A】



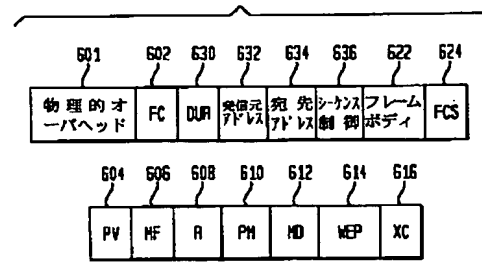
【図 7 D】



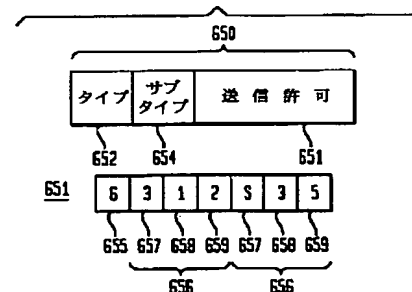
【図 8 C】



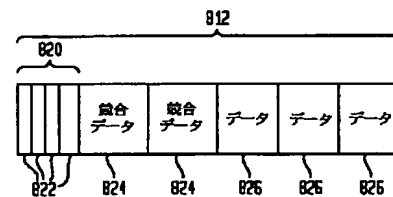
【図 6 A】



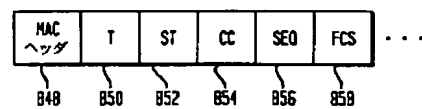
【図 6 D】



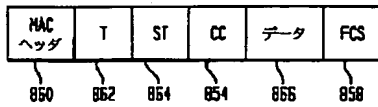
【図 8 B】



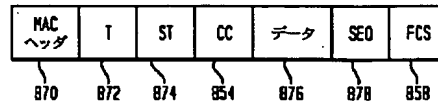
【図 8 E】



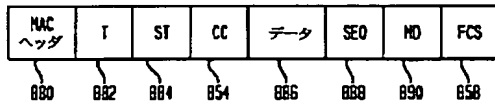
【図 8 F】



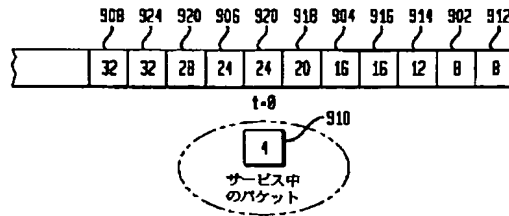
【図 8 G】



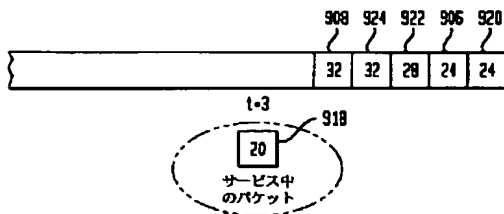
【図 8 H】



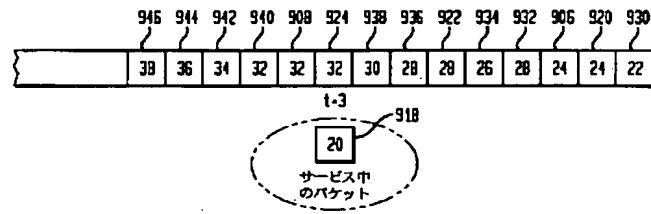
【図 9 A】



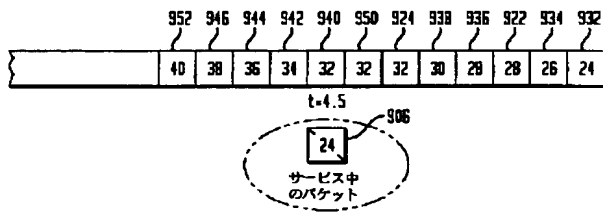
【図 9 B】



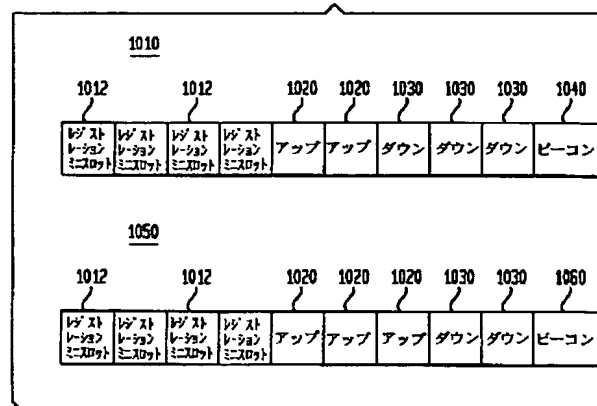
【図 9 C】



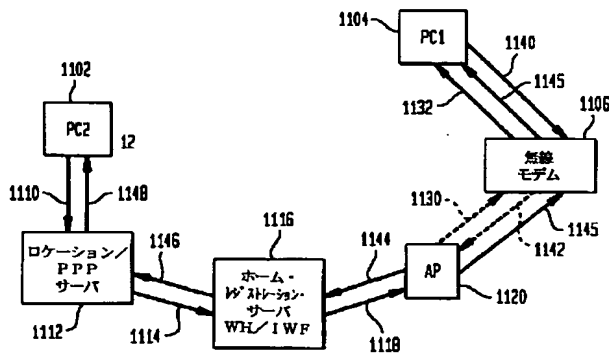
【図 9 D】



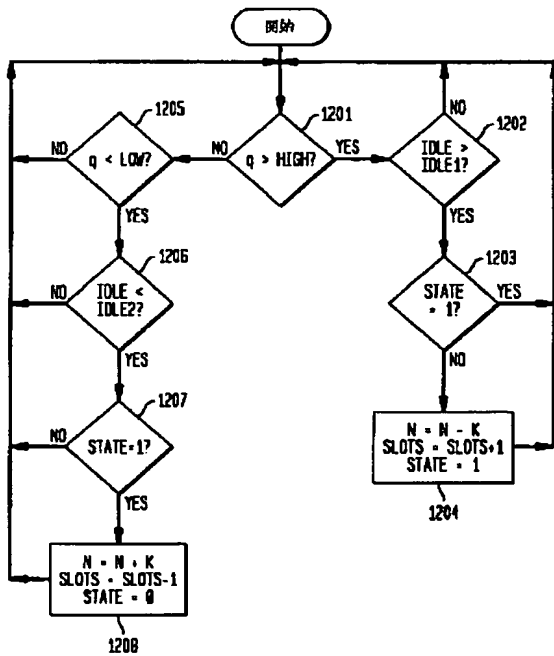
【図 10】



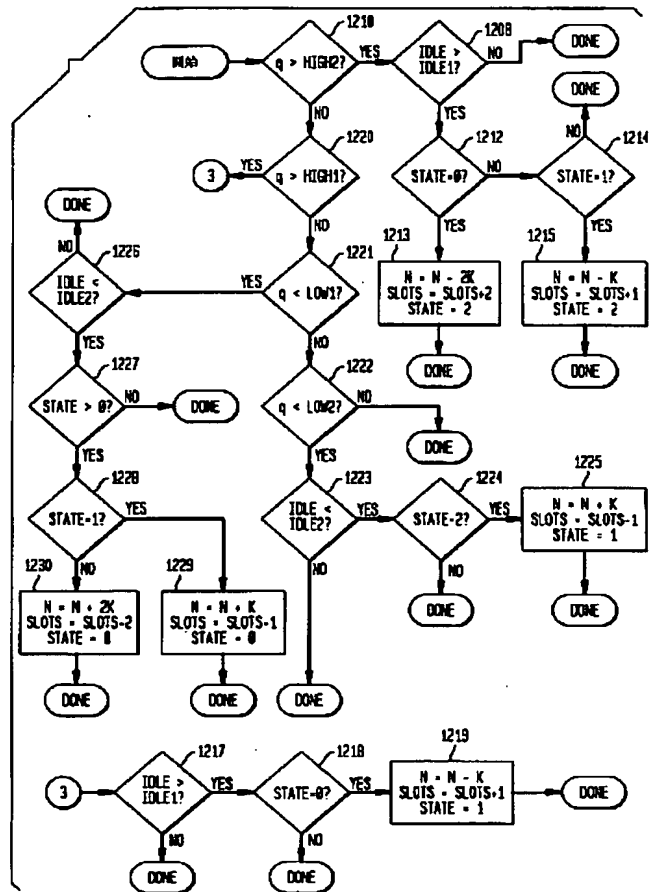
【図 11】



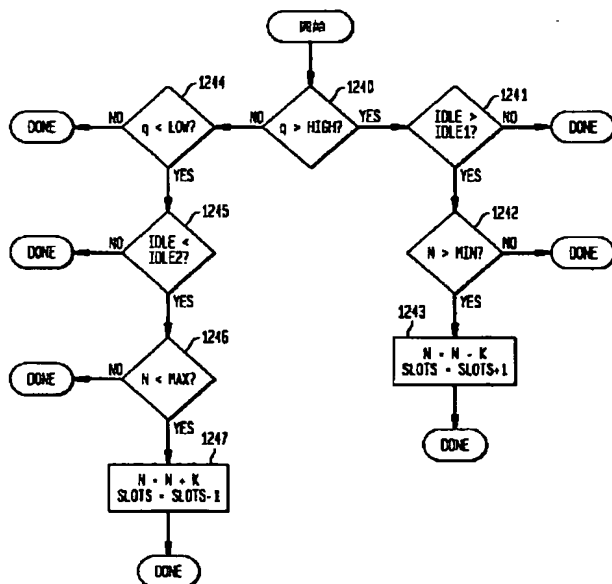
【図 1 2 A】



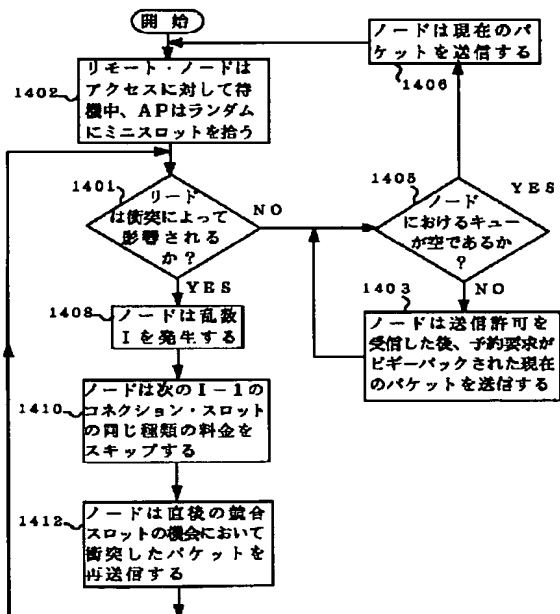
【図 1 2 B】



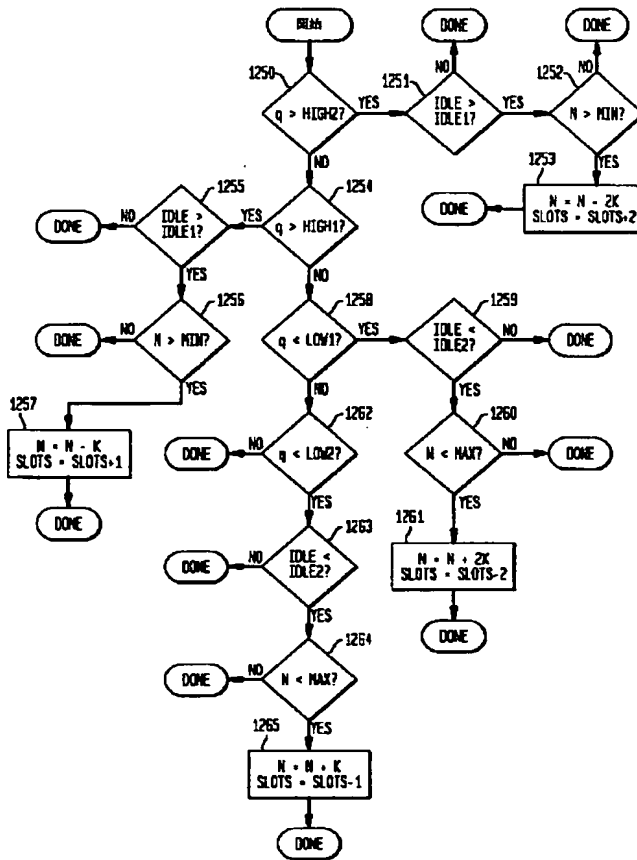
【図 1 2 C】



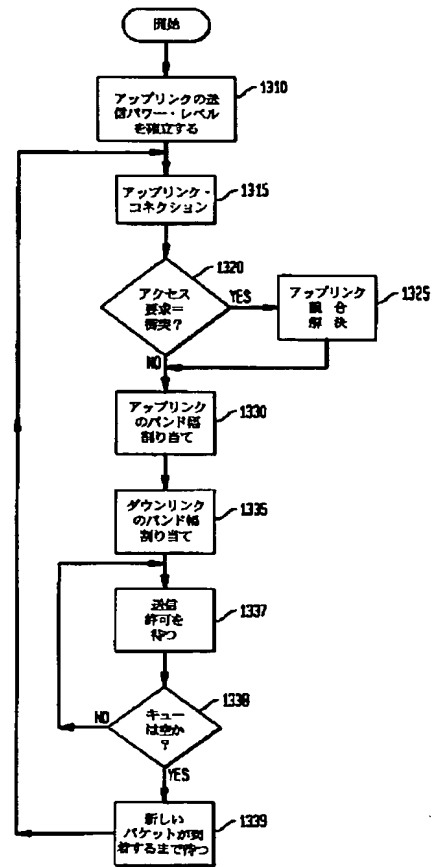
【図 1 4 A】



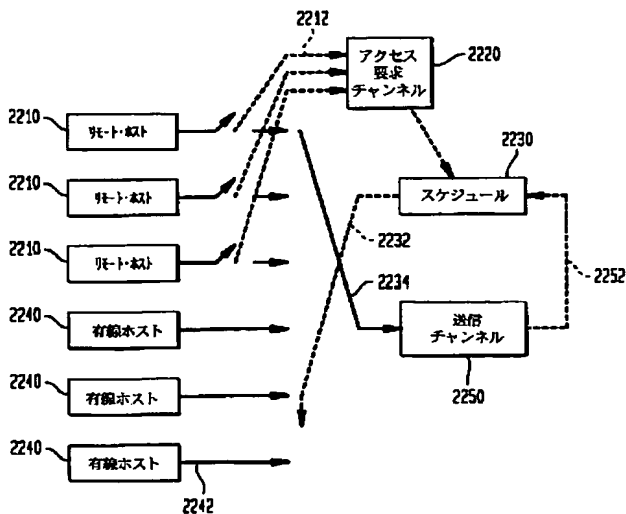
【図 1 2 D】



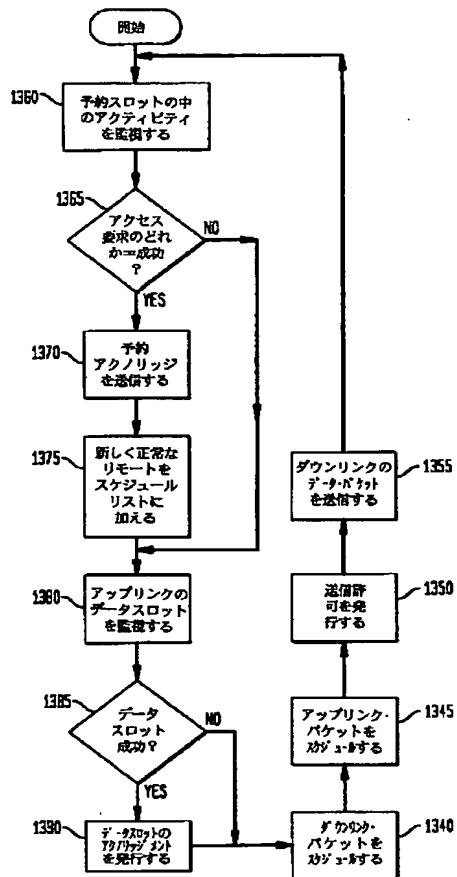
【図 1 3 A】



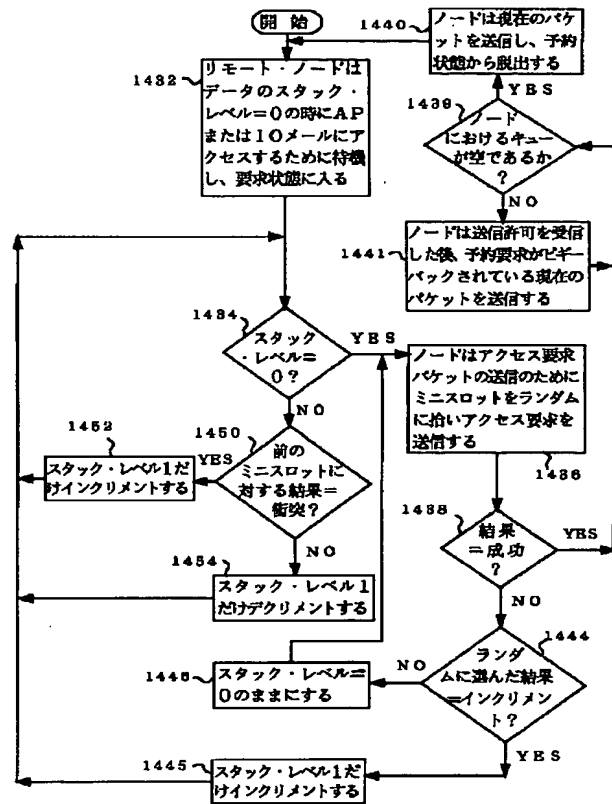
【図 2 2】



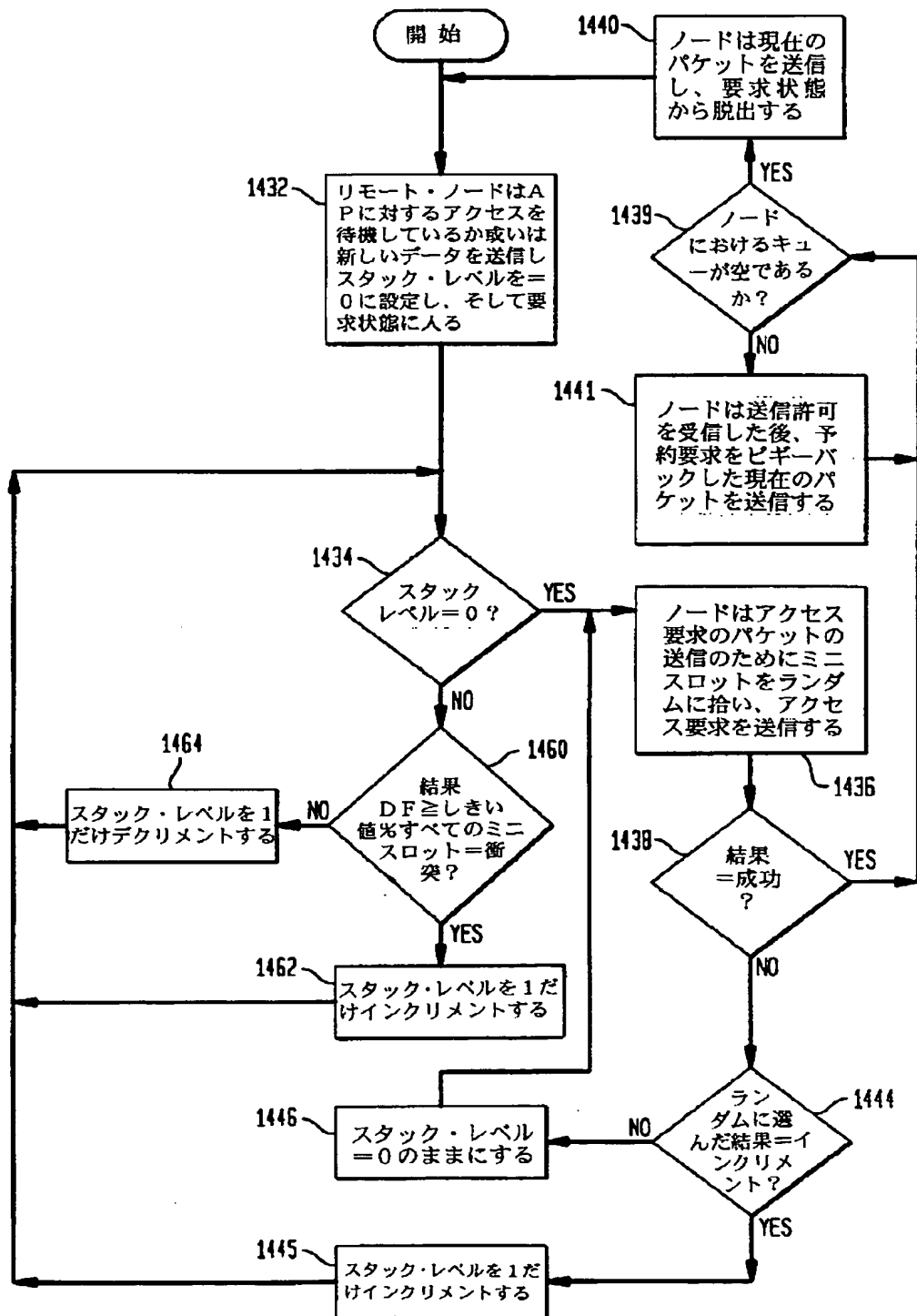
【図13B】



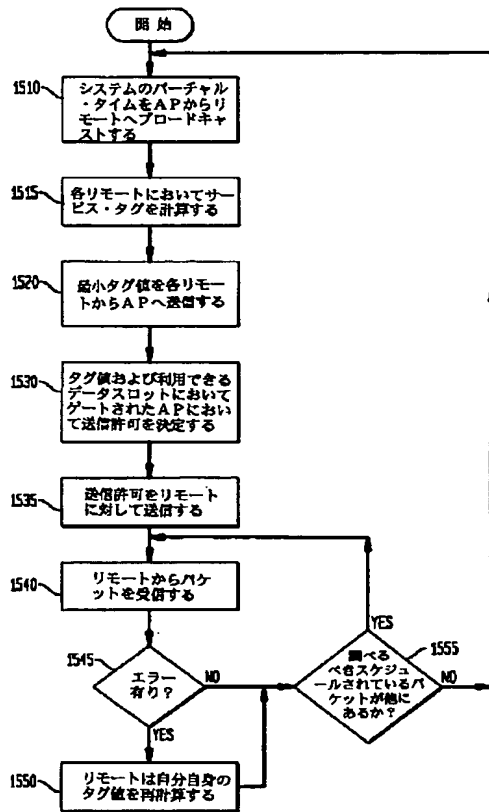
【図14B】



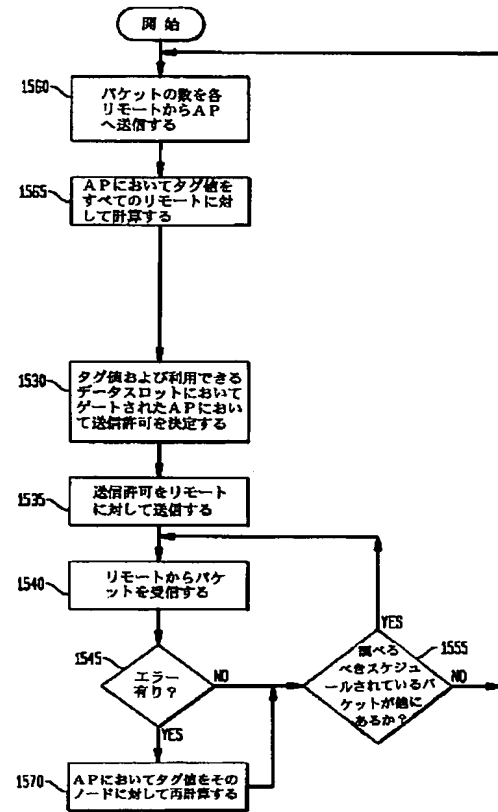
【図 14C】



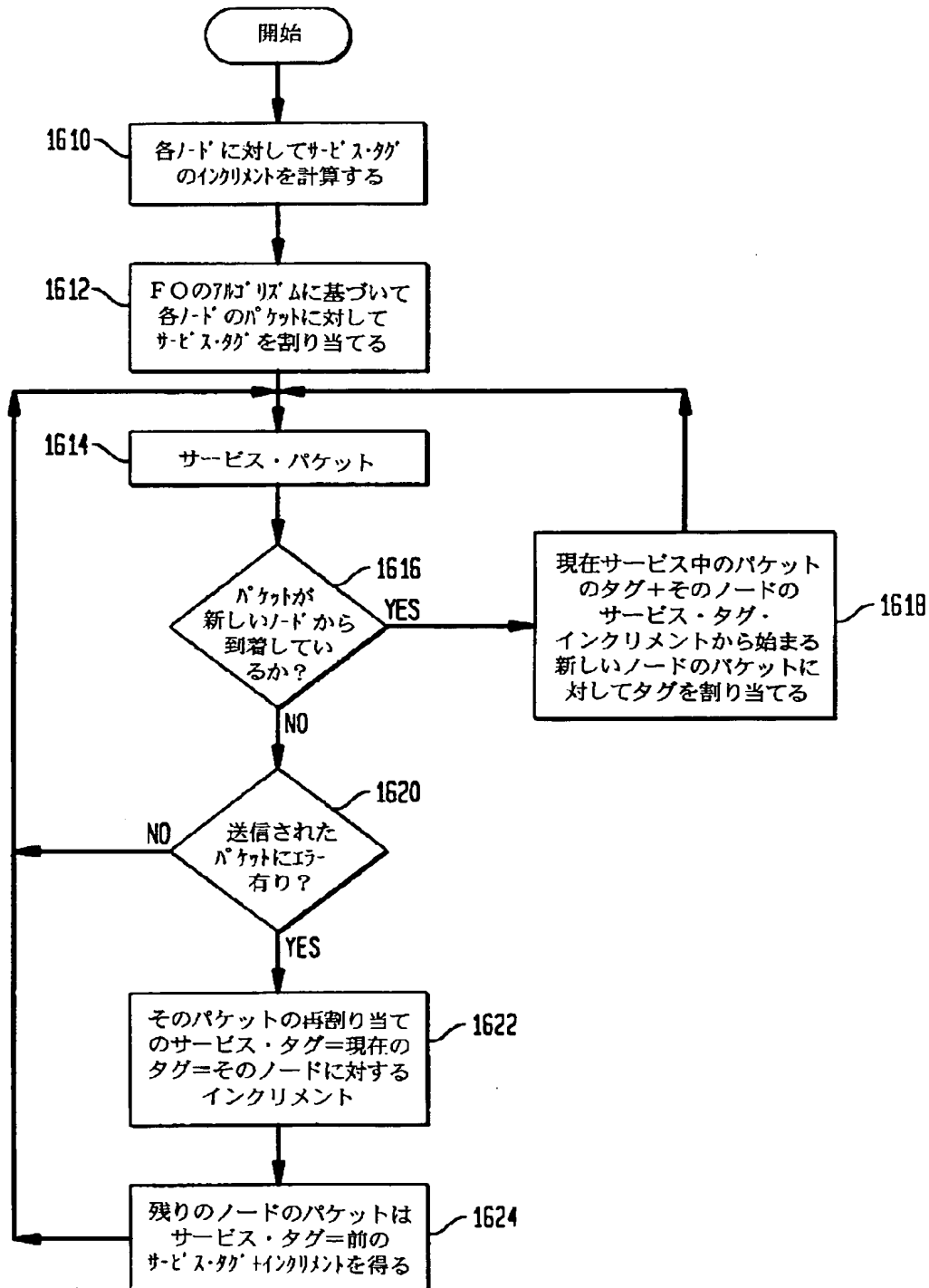
【図 1 5 A】



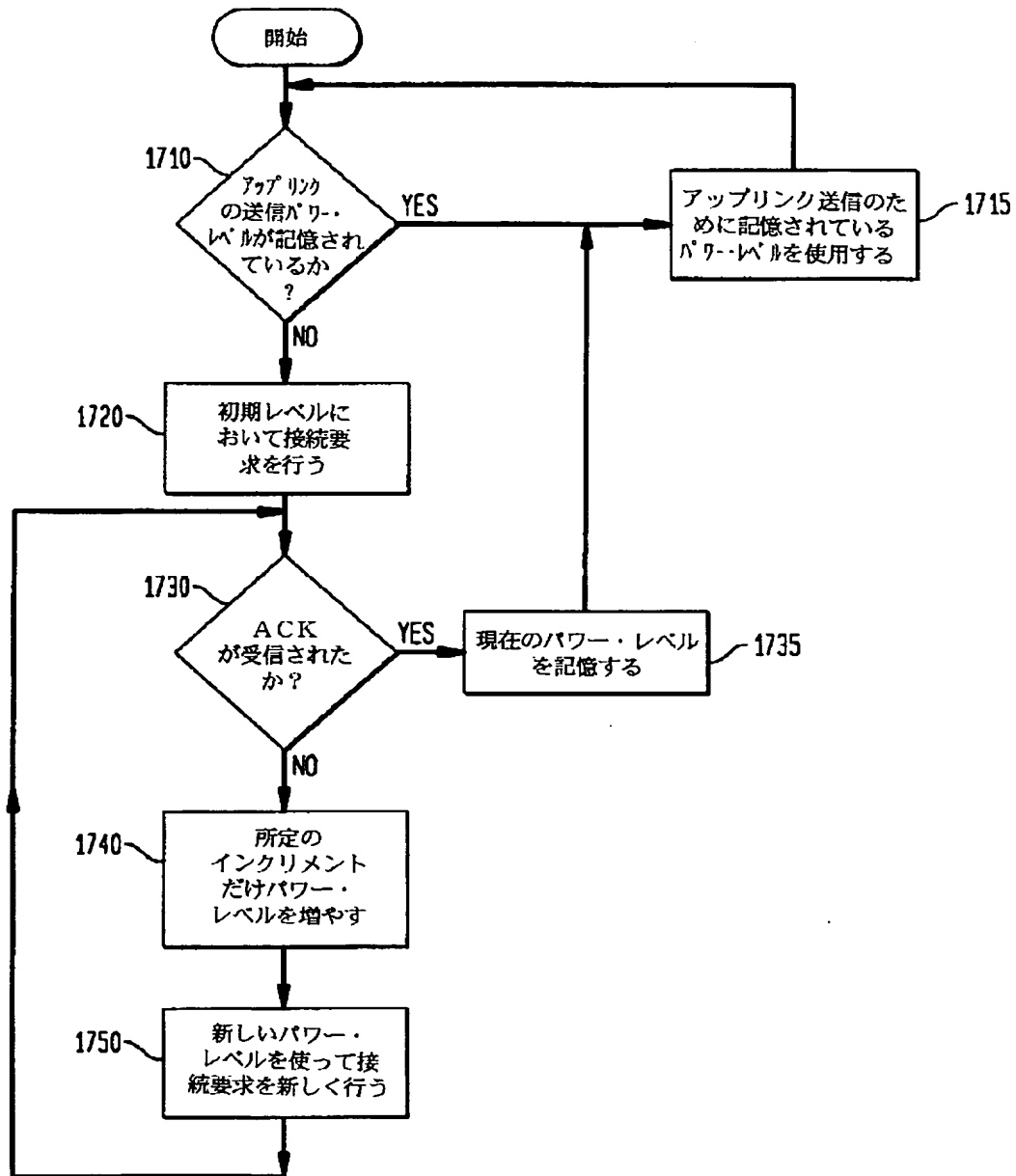
【図 1 5 B】



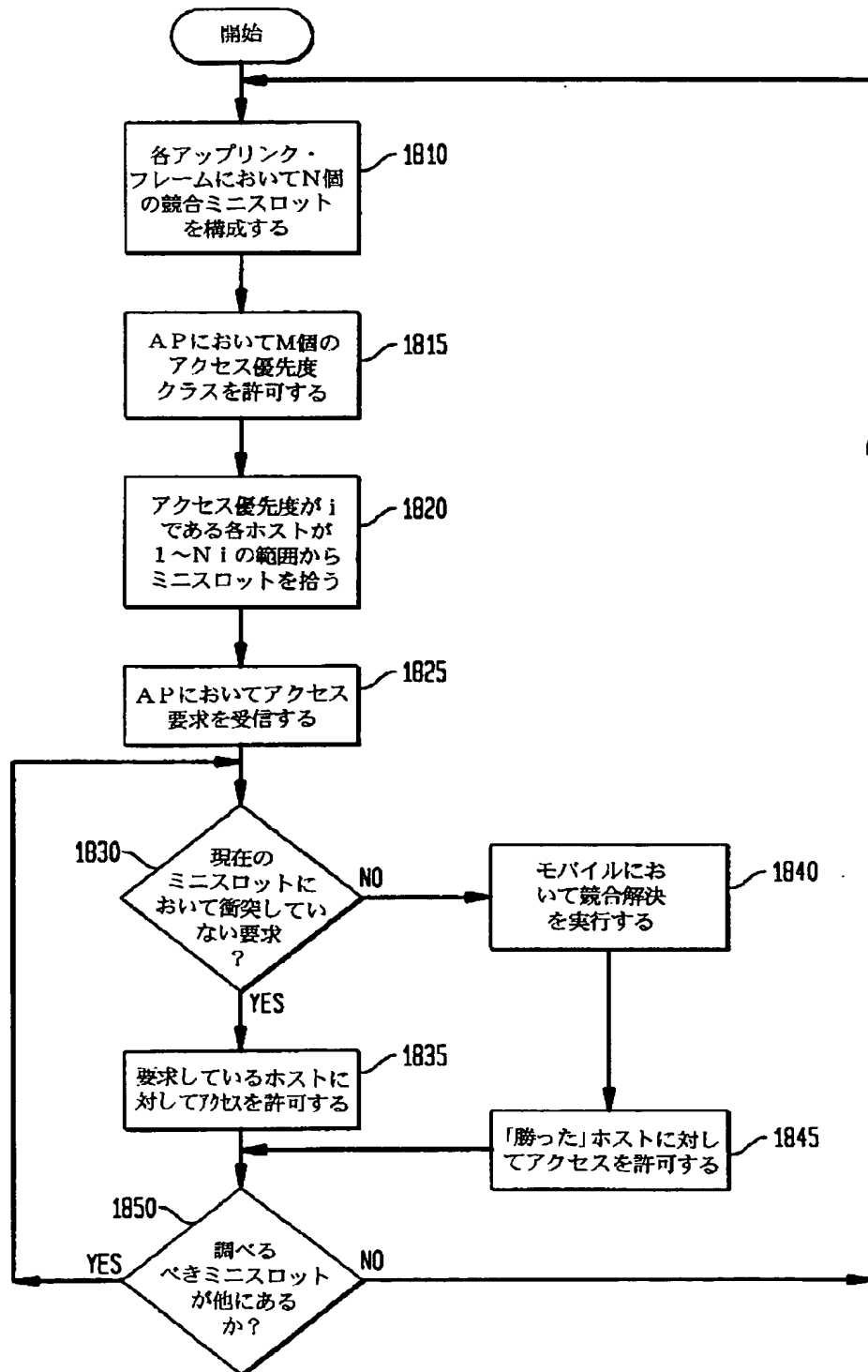
【図 1 6】



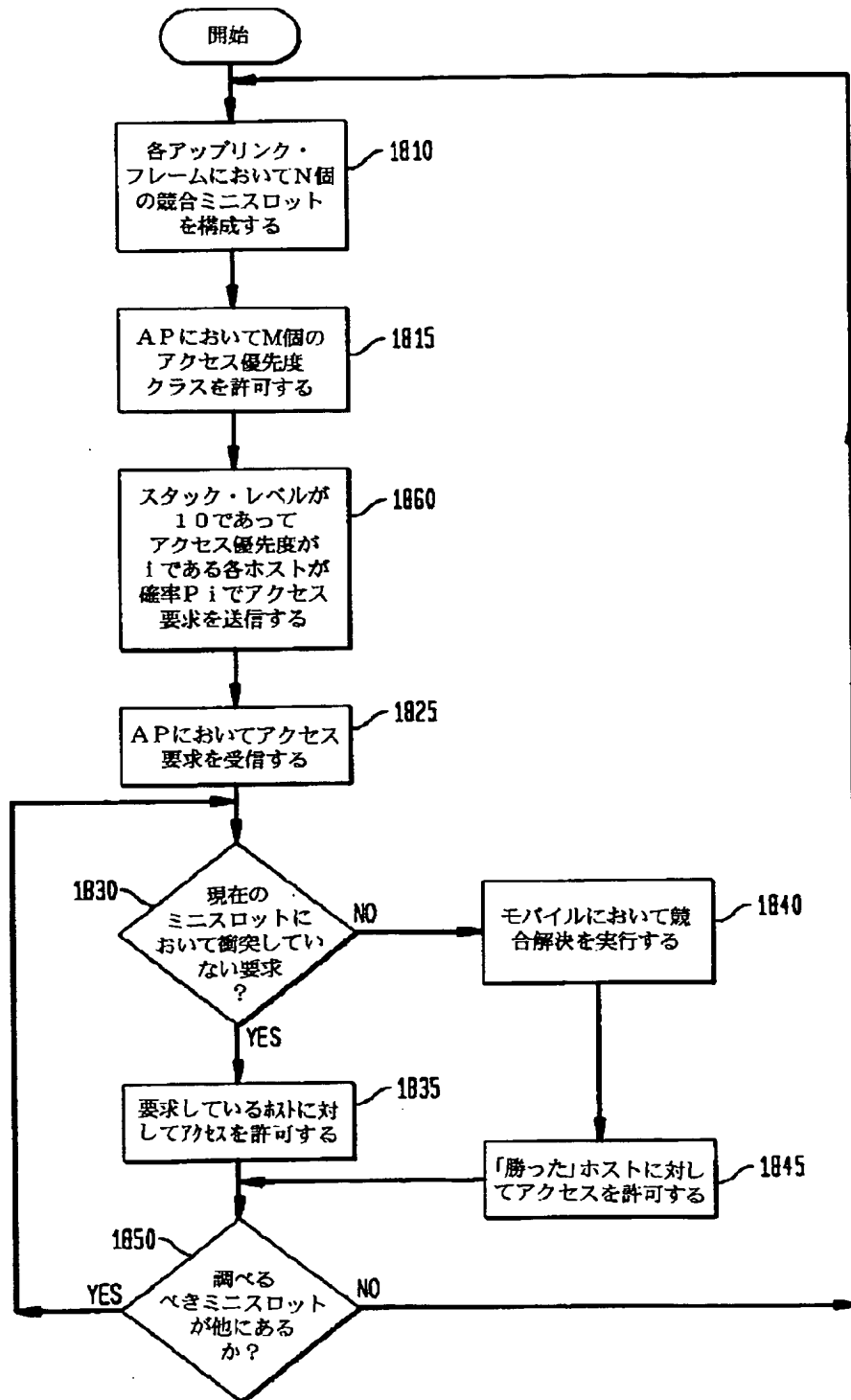
【図 17】



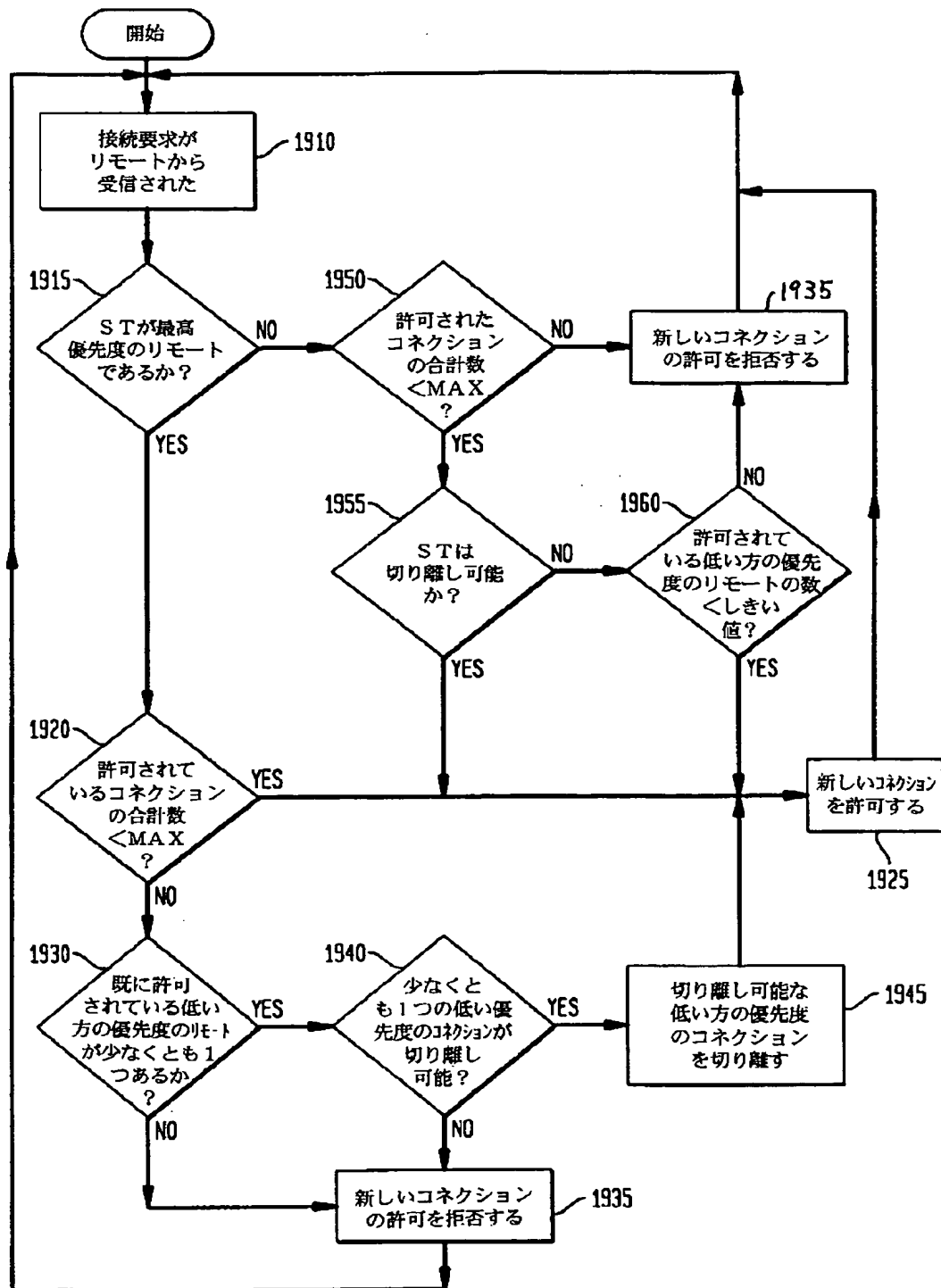
【図 1 8 A】



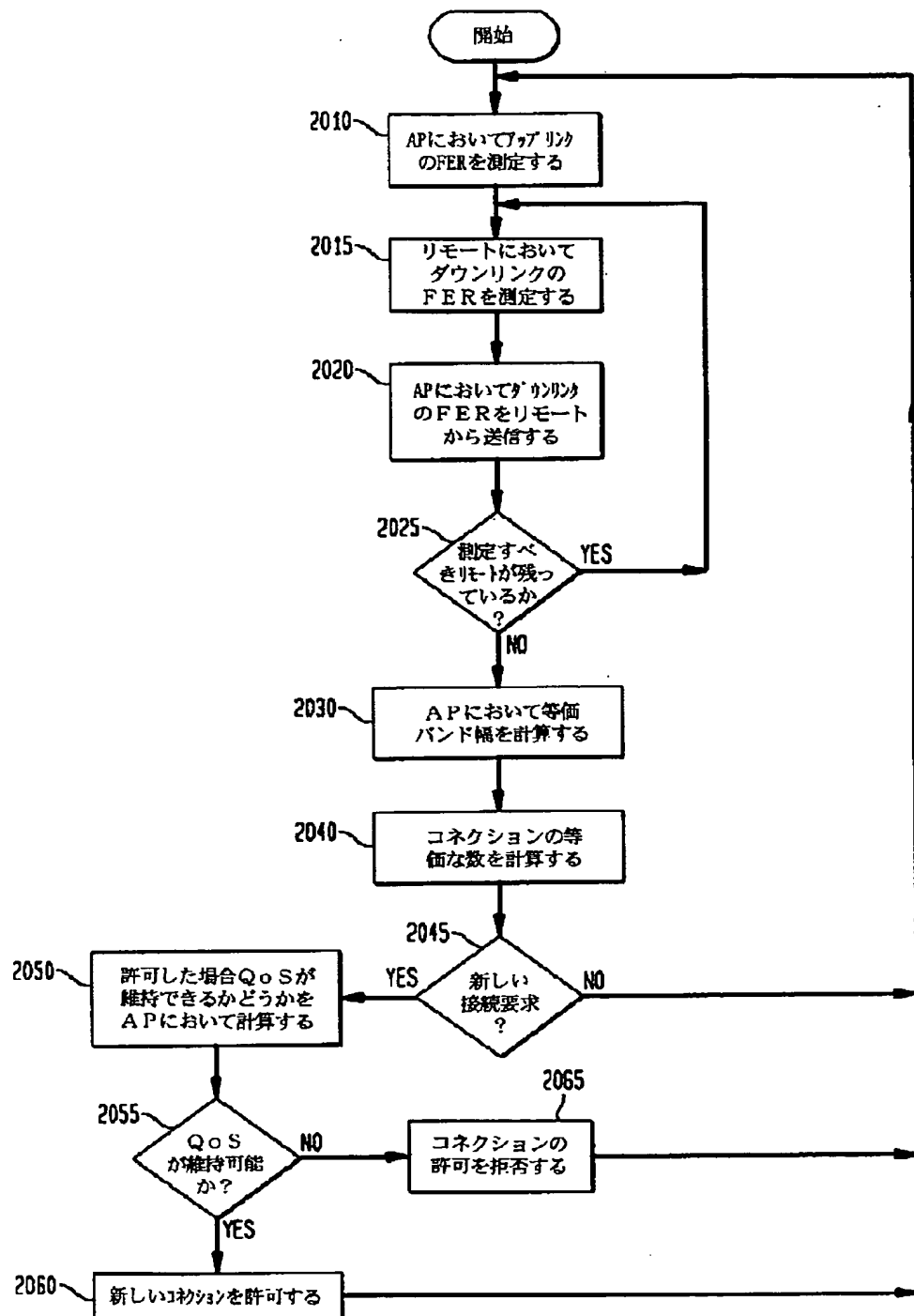
【図 1 8 B】



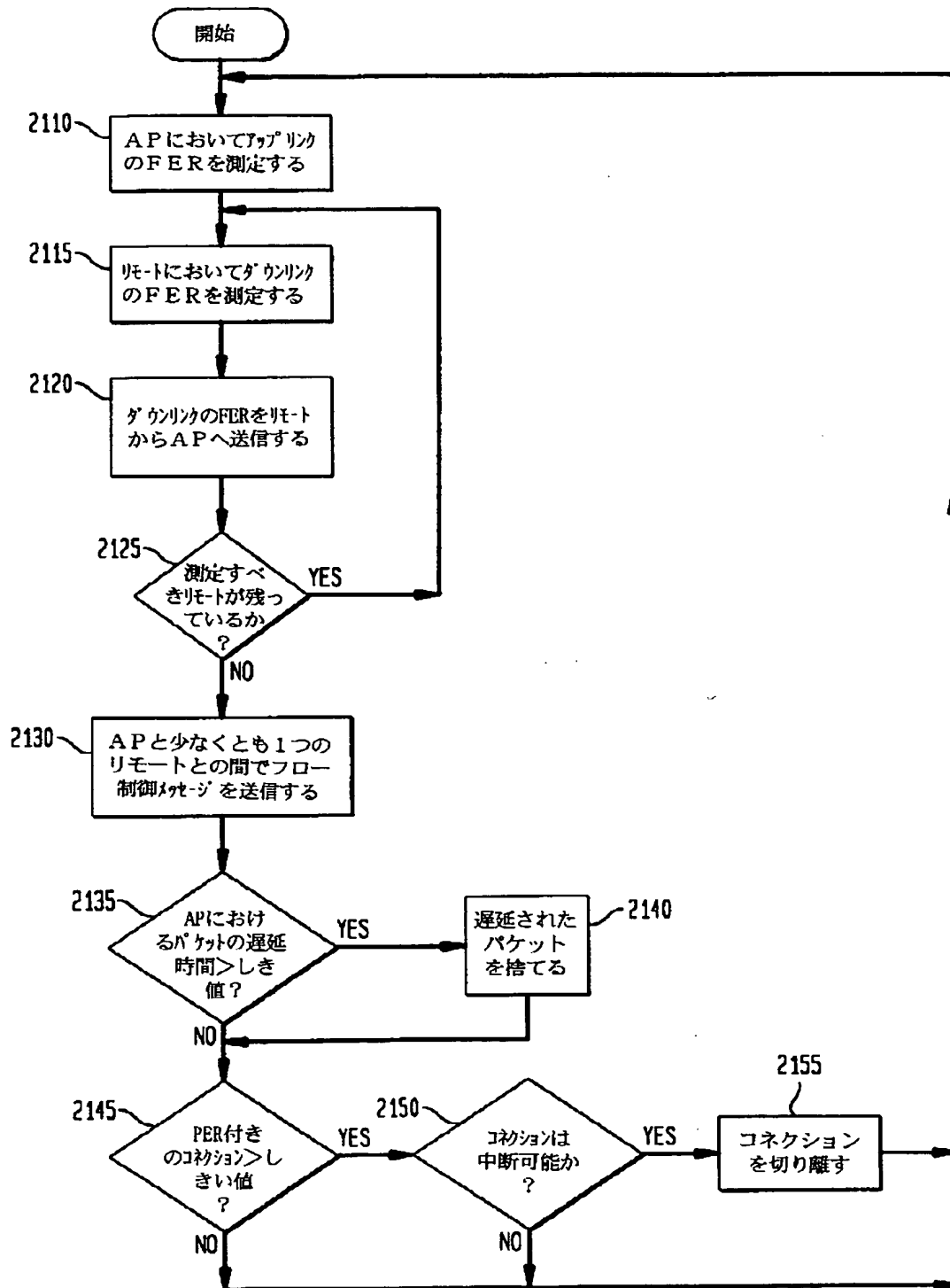
【図 1 9】



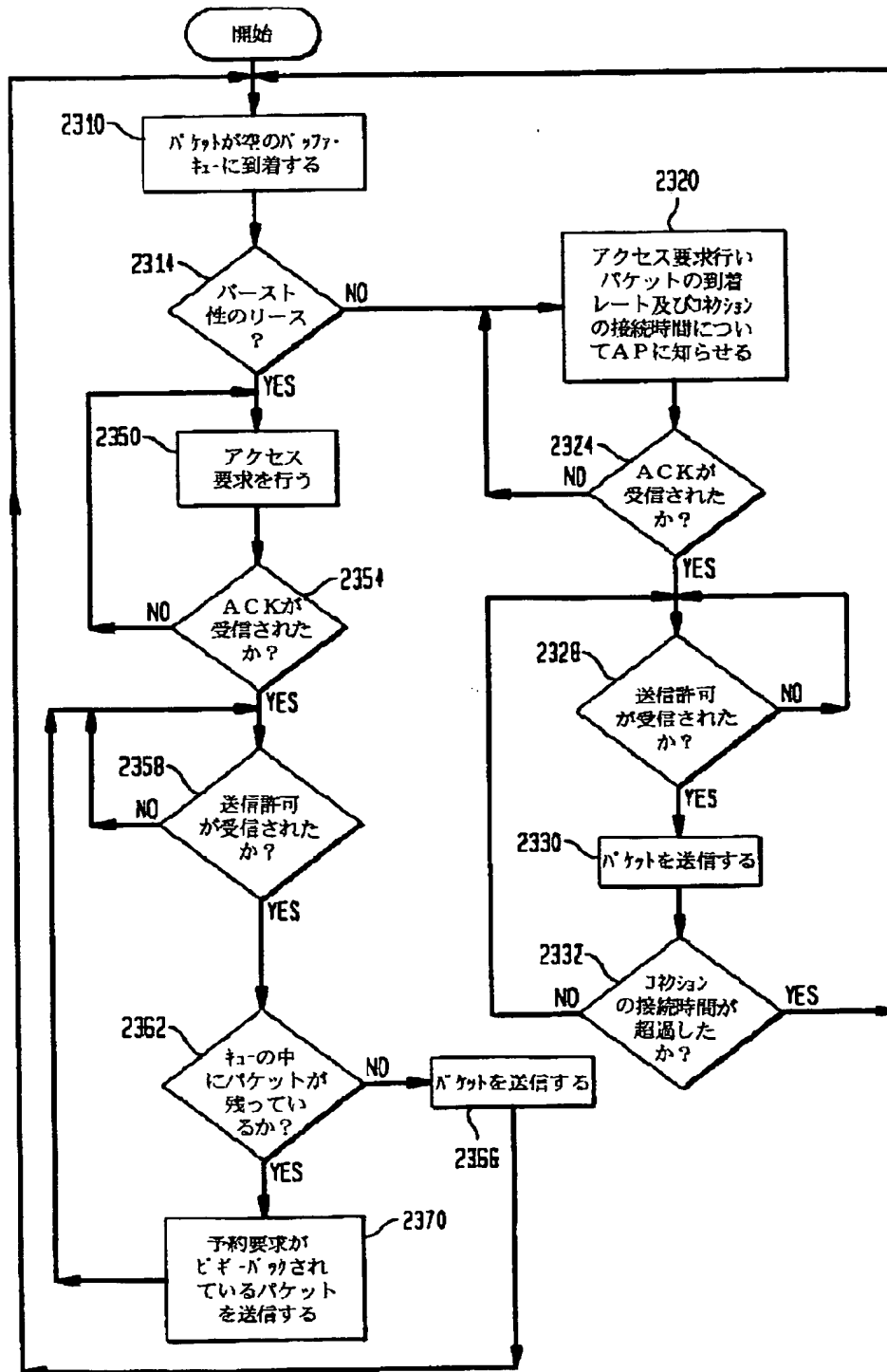
【図 20】



【図 2 1】



【図 2 3】



フロントページの続き

(51) Int. Cl. ⁶

識別記号

H 0 4 L 12/66

F I

H 0 4 M 3/00

B

12/56

H 0 4 L 11/20

B

29/08

1 0 2 A

H 0 4 M 3/00

13/00

3 0 7 Z

H 0 4 Q 7/34

H 0 4 Q 7/04

C